МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
НАЦІОНАЛЬНИЙ ТЕХНІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ УКРАЇНИ
„КИЇВСЬКИЙ ПОЛІТЕХНІЧНИЙ ІНСТИТУТ імені ІГОРЯ СІКОРСЬКОГО”

КОМП’ЮТЕРНО-ІНТЕГРОВАНІ ТЕХНОЛОГІЧНІ КОМПЛЕКСИ – 2. ОСНОВИ ТЕОРІЇ ІНФОРМАЦІЇ ТА КОДУВАННЯ

МЕТОДИЧНІ ВКАЗІВКИ

до виконання розрахункової роботи для студентів
напряму підготовки „Автоматизація та комп'ютерно-інтегровані технології”

Рекомендовано Вченою радою інженерно-хімічного факультету

Київ
КПІ ім. Ігоря Сікорського
2017

Комп’ютерно-інтегровані технологічні комплекси – 2. Основи теорії інформації та кодування: Метод. вказівки до викон. розрах. роботи для студ. напряму підготовки „Автоматизація та комп'ютерно-інтегровані технології” / Уклад.: Я. Ю. Жураковський, О. С. Жураковська. – К.: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2017. – 43 с.

Гриф надано Вченою радою ІХФ
(Протокол № 8 від 23 жовтня 2017 р.)

Навчальне видання

КОМП’ЮТЕРНО-ІНТЕГРОВАНІ ТЕХНОЛОГІЧНІ
КОМПЛЕКСИ – 2.
Основи теорії інформації та кодування
Методичні вказівки до виконання розрахункової роботи для студентів напряму підготовки „Автоматизація та комп'ютерно-інтегровані технології”

Укладачі: Жураковський Ярослав Юрійович, ст. викл.
Жураковська Оксана Сергіївна, к.т.н., доц.

Відповідальний редактор А.І. Жученко, докт. техн. наук, проф.

Рецензент А.Р. Степанюк, канд. техн. наук, доц.

Авторська редакція

ЗМІСТ

ВСТУП 4
1. ОПТИМАЛЬНЕ КОДУВАННЯ.. 6
2. ДВІЙКОВІ КОДИ, ЩО ВИЯВЛЯЮТЬ ПОМИЛКИ.............................. 17
3. КАНАЛЬНІ КОДИ 29
Завдання на розрахункову роботу 41
Рекомендованя література.. 42

ВСТУП

Широке впровадження засобів обчислювальної техніки у всі галузі діяльності людини безпосередньо пов’язане з обміном та використанням інформації. Інформація є головним чинником науково-технічного прогресу та подальшого розвитку людства. Вона запорука успіху як країни в цілому, так і окремої людини. Той, хто володіє інформацією, той може приймати правильні та обґрунтовані рішення.

Питання пов’язані з теорією інформації та кодування відіграють важливу роль у підготовці фахівців з комп'ютерно-інтегрованих технології та автоматизації.

Метою методичних вказівок з РР з курси «Комп’ютерно-інтегровані технологічні комплекси – 2. Основи теорії інформації та кодування» є спроба наблизити теоретичні аспекти теорії інформації та кодування до їх практичного використання в розробках систем та пристроїв збору, передач, та обробки інформації, надати можливість студентам та фахівцям достеменно розібратися у процесах кодування та стиснення повідомлень, засвоїти основні положення точної оцінки кількості інформації, яка міститься у повідомленнях, що передаються. Посібник містить багато прикладів розв’язання задач та велику кількість вправ, розв’язання яких дасть можливість краще засвоїти основні положення теорії інформації та кодування.

Методичні вказівки можуть стати у нагоді викладачам і студентам вищих навчальних закладів як допоміжний матеріал для засвоєння дисципліни «Комп’ютерно-інтегровані технологічні комплекси».

Швидкий розвиток суспільства, прискорення темпів науково-технічного прогресу, що стало дуже помітним останнім часом, призвели до значного збільшення обсягів інформації.

Як відомо, корисною для окремих одержувачів повідомлень є не будь-яка інформація, а тільки та, яка безпосередньо пов'язана з визначеною галуззю, що торкається тільки цього одержувача. Тому кожний, хто користується інформацією, повинен уміти відокремити корисну інформацію у галузі, яка його цікавить, від зайвої, щоб не потонути в інформаційному потоці.

Не кожне повідомлення, що передається, несе у собі інформацію, різняться вони і по кількості інформації, яка міститься у них. Висвітленню цього питання присвячений перший розділ посібника.

Перш ніж передавати повідомлення по каналах зв'язку їх треба закодувати, так званими, «первинними кодами». Кожному повідомленню ставиться у відповідність своя визначена кодова комбінація. Перший розділ присвячений висвітленню процесу кодування повідомлень нерівномірними оптимальними кодами Шеннона-Фано та Хаффмена.

При передачі повідомлень по каналах зв'язку під дією завад вони спотворюються, у них виникають помилки. Тому повідомлення необхідно закодувати завадостійким кодом. Якщо передача інформації ведеться за допомогою систем передачі даних з використанням зворотного зв'язку, то для завадостійкого кодування можна застосувати коди, що виявляють помилки. У цьому разі система передачі при виявленні помилки дає запит на повторення прийнятого з помилкою повідомлення. З огляду на вище викладене, у другому розділі розглядаються двійкові коди, що виявляють помилки.

1. ОПТИМАЛЬНЕ КОДУВАННЯ

Теоретичні положення

До оптимальних безнадмірних кодів (з точки зору їх довжини) відносяться нерівномірні коди, які подають кодовані повідомлення кодовими комбінаціями мінімальної середньої довжини. Це зовсім не означає, що вони дійсно є абсолютно безнадмірними. Ці коди все ж таки мають потенційну надмірність за рахунок заборонених кодових комбінацій, до яких належать комбінації, що доповнюють вершини відповідного даному оптимальному нерівномірному коду (ОНК) неповного кодового дерева до повного, тобто для одержання рівномірного коду.

Оптимальним кодуванням називається процедура перетворення символів первинного алфавіту q_1 у кодові комбінації вторинного алфавіту q_2, при якій середня довжина повідомлення у вторинному алфавіті мінімальна.

Таким чином основною метою оптимального кодування є досягнення рівності між кількістю інформації I, що продукується джерелом повідомлень, та обсягом інформації, що надходить на вхід приймача повідомлень.

Існує дві універсальні методики побудови ОНК: Шеннона-Фано та Хаффмена.

Так за першою методикою для одержання ***ОНК Шеннона-Фано*** треба виконати такі процедури:

1) множину з N повідомлень, що кодується, розташовують у порядку убування ймовірностей;
2) впорядковані за ймовірностями повідомлення розбиваються на q по можливості рівноймовірних груп;

3) кожній з груп, завжди в одній і тій же послідовності, присвоюються символи алфавіту q: всім повідомленням першої групи – першу якісну ознаку (символ) алфавіту q, всім повідомленням другої групи – другу якісну ознаку (символ) алфавіту q тощо;
4) створені групи знову розбивають на по можливості рівноймовірні підгрупи, число яких дорівнює або менше за q (у разі, коли після розбивки у групі залишається одне повідомлення, подальша розбивка стає неможливою);
5) кожній з утворених підгруп присвоюються якісні ознаки (символи) алфавіту q за процедурою, вказаною вище;
6) розбивку і присвоєння ознак алфавіту q повторюють до тих пір, поки після чергового ділення в утворених підгрупах залишиться не більше одного повідомлення.

За другою методикою для одержання ***ОНК Хаффмена*** треба виконати такі процедури:

7) множину з N повідомлень, що кодуються, розташовують у порядку убування ймовірностей;
8) останні N_0 повідомлень (де $2 \leq N_0 \leq q$) об'єднуються у нове повідомлення з імовірністю, що дорівнює сумі ймовірностей повідомлень, що об'єднуються;
9) одержану множину $(N - N_0)$ повідомлень знову розташовують у порядку убування ймовірностей;
10) знову об'єднують, але тепер останні q повідомлень, і впорядковують одержану множину повідомлень у порядку убування ймовірностей і так до тих пір, поки ймовірність чергового об'єднаного повідомлення не досягає 1;
11) будується кодове дерево, починаючи з кореня, і гілкам цього дерева присвоюють якісні ознаки (символи) кодового алфавіту q;

12) кодові комбінації ОНК – це послідовність якісних ознак (символів), які зустрічаються на шляху від кореня до вершини кодового дерева.

Приклади

П1. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 8 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,1; 0,15; 0,05; 0,06; 0,3; 0,06; 0,23; 0,05. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

Розв'язання. Послідовність побудови ОНК Шеннона-Фано заносимо в таблицю:

Номер повідом-лення	Імовірність повідом-лення $p(x_i)$	Ділення на групи (підгрупи)				Кодові комбіна-ції ОНК
		1	2	3	4	
1	0,3					00
2	0,23					01
3	0,15					100
4	0,1					101
5	0,06					1100
6	0,06					1101
7	0,05					1110
8	0,05					1111

Виконуємо перевірку одержаного ОНК на оптимальність. Для цього визначаємо середню кількість елементів, яка припадає на одну кодову комбінацію коду Шеннона-Фано:

$$n_{сер} = 2(0,3+0,23) + 3(0,15+0,1) + 4(0,06+0,06+0,05+0,05) =$$

$$= 1,06 + 0,75 + 0,88 = 2,69 < 3,$$

тобто код оптимальний. Середня кількість елементів $n_{сер}$ повинна бути меншою за 3, тому що при N = 8 у рівномірному двійковому коді n = 3 ($N = = q^n = 2^3$).

П2. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 9 повідомлень за допомогою трійкового коду з алфавітом q = 3, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,11; 0,12; 0,05; 0,05; 0,3; 0,03; 0,08; 0,03; 0,23. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

Розв'язання. Послідовність побудови ОНК Шеннона-Фано заносимо в таблицю:

Номер повідом-лення	Імовірність повідом-лення $p(x_i)$	Ділення на групи (підгрупи)			Кодові комбіна-ції ОНК
		1	2	3	
1	0,3				0
2	0,23				10
3	0,12				11
4	0,11				20
5	0,08				210
6	0,05				211
7	0,05				220
8	0,03				221
9	0,03				222

Виконуємо перевірку одержаного ОНК на оптимальність. Для цього визначаємо середню кількість елементів, яка припадає на одну кодову комбінацію коду Шеннона-Фано:

$$n_{сер}=1\bullet 0,35+2\bullet(0,17+0,15+0,1)+3\bullet(0,07+0,05+0,05+0,03+0,03)=$$

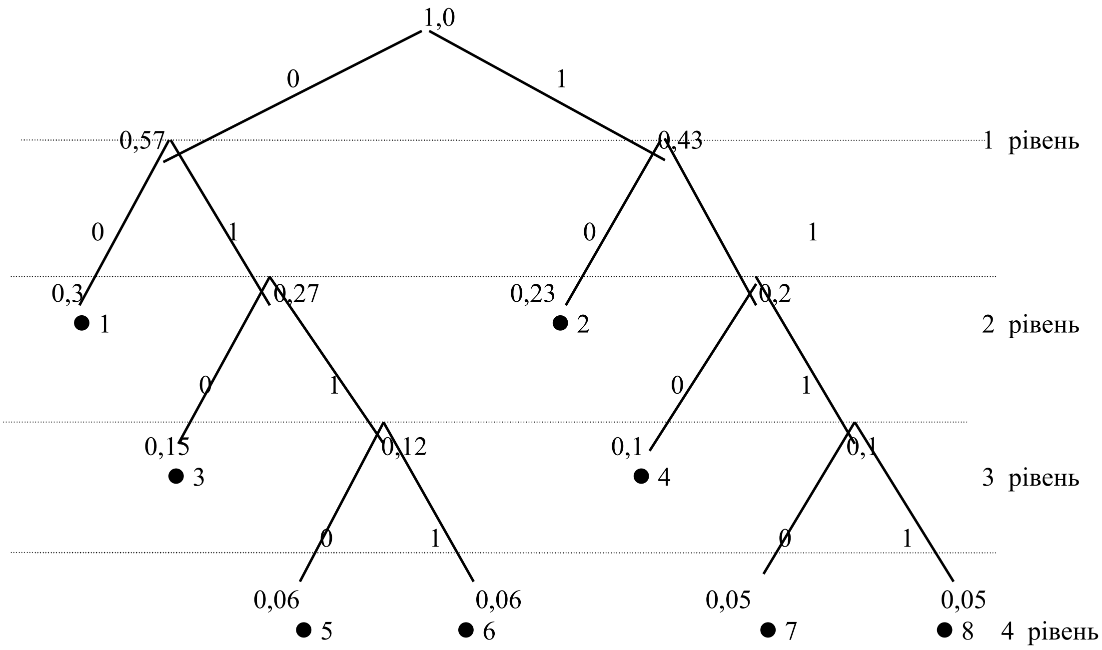
$$= 0,35+0,84+0,69 = 1,88< 2,$$

тобто код оптимальний. Середня кількість елементів $n_{сер}$ повинна бути меншою за 2, тому що при $N = 9$ у рівномірному трійковому коді $n = 2$ ($N = q^n = 3^2$).

П3. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 8 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом $q = 2$, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,1; 0,15; 0,05; 0,05; 0,3; 0,06; 0,06; 0,23. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

Розв'язання. Послідовність побудови ОНК Хаффмена заносимо в таблицю:

Но-мер пові-дом-лення	Імовір-ність повідо-млення $p(x_i)$	Вузли об'єднання							Кодо-ві комбі-нації ОНК
		1	2	3	4	5	6	7	
1	0,3	0,3	0,3	0,3	0,3	0,43	0,57	1,0	00
2	0,23	0,23	0,23	0,23	0,27	0,3	0,43		10
3	0,15	0,15	0,15	0,2	0,23	0,27			010
4	0,1	0,1	0,12	0,15	0,2				110
5	0,06	0,1	0,1	0,12					0110
6	0,06	0,06	0,1						0111
7	0,05	0,06							1110
8	0,05								1111



Виконуємо перевірку одержаного ОНК на оптимальність. Для цього визначаємо середню кількість елементів, яка припадає на одну кодову комбінацію коду Хаффмена:

$n_{сер} = 2(0,3+0,23) + 3(0,15+0,1) + 4(0,06+0,06+0,05+0,05) =$

$= 1,06 + 0,75 + 0,88 = 2,69 < 3,$

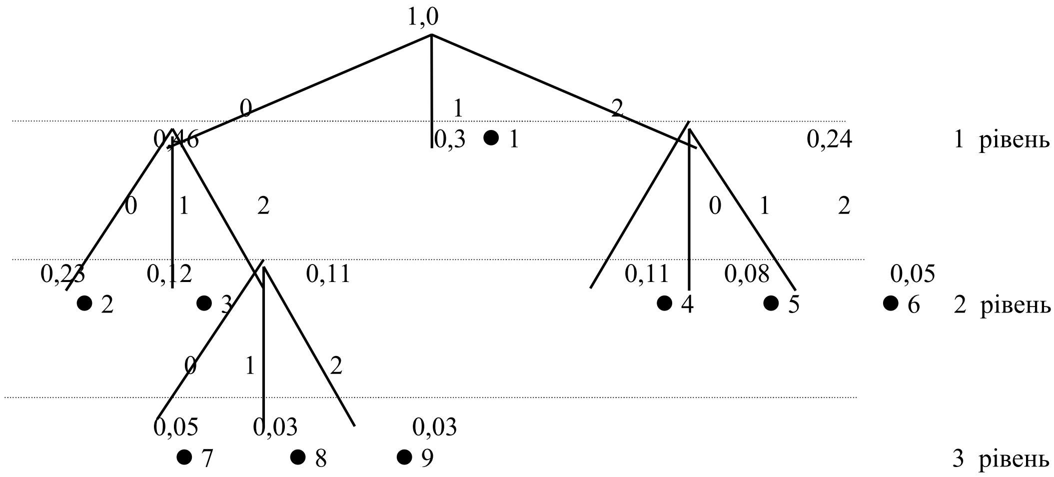
тобто код оптимальний. Середня кількість елементів $n_{сер}$ повинна бути меншою за 3, тому що при $N = 8$ у рівномірному двійковому коді $n = 3$ ($N = = q^n = 2^3$).

П4. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 9 повідомлень за допомогою трійкового коду з алфавітом $q = 3$, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,11; 0,12; 0,05; 0,05; 0,3; 0,03; 0,08; 0,03; 0,23. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

Розв'язання. Послідовність побудови ОНК Хаффмена заносимо в таблицю:

Номер повідом-лення	Імовірність повідом-лення $p(x_i)$	Вузли об'єднання				Кодові комбіна-ції ОНК
		1	2	3	4	
1	0,3	0,3	0,3	0,46	1,0	1
2	0,23	0,23	0,24	0,3		00
3	0,12	0,12	0,23	0,24		01
4	0,11	0,11	0,12			20
5	0,08	0,11	0,11			21
6	0,05	0,08				22
7	0,05	0,05				020
8	0,03					021
9	0,03					022

Будуємо кодове дерево:



Виконуємо перевірку одержаного ОНК на оптимальність. Для цього визначаємо середню кількість елементів, яка припадає на одну кодову комбінацію коду Хаффмена:

$$n_{сер}=1\bullet0,3+2\bullet(0,23+0,12+0,11+0,08+0,05)+3\bullet(0,05+0,03+0,03)=$$

$$=0,3+1,18+0,33 = 1,81 < 2,$$

тобто код оптимальний. Середня кількість елементів $n_{сер}$ повинна бути меншою за 2, тому що при $N = 9$ у рівномірному трійковому коді $n = 2$ ($N= q^n = 3^2$).

Задачі

1. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 8 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом $q = 2$, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,11; 0,25; 0,15; 0,24; 0,07; 0,03; 0,1; 0,05. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

2. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 14 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,1; 0,11; 0,14; 0,05; 0,12; 0,07; 0,04; 0,02; 0,02; 0,03; 0,07; 0,03; 0,11; 0,07. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

3. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 16 повідомлень за допомогою четвіркового коду з алфавітом q = 4, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,03; 0,07; 0,13; 0,02; 0,05; 0,05; 0,23; 0,07; 0,02; 0,02; 0,02; 0,04; 0,08; 0,02; 0,1; 0,05. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

4. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 7 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,15; 0,05; 0,15; 0,3; 0,17; 0,03; 0,15. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

5. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 8 повідомлень за допомогою трійкового коду з алфавітом q = 3, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,21; 0,1; 0,05; 0,05; 0,34; 0,12; 0,03; 0,1. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

6. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 16 повідомлень за допомогою четвіркового коду з алфавітом q = 4, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,01; 0,05; 0,19; 0,02; 0,03; 0,05; 0,21; 0,07; 0,04; 0,02; 0,02; 0,03; 0,06; 0,03; 0,13; 0,04. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

7. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 15 повідомлень за допомогою четвіркового коду з алфавітом q = 4, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,12; 0,13; 0,02; 0,01; 0,05; 0,22; 0,07; 0,04; 0,02; 0,01; 0,03; 0,07; 0,03; 0,1; 0,08. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

8. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 15 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,2; 0,05; 0,02; 0,03; 0,05; 0,12; 0,07; 0,06; 0,02; 0,02; 0,03; 0,07; 0,03; 0,12; 0,11. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

9. Побудувати ОНК Шеннона-Фано для передачі 16 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,15; 0,05; 0,15; 0,02; 0,03; 0,05; 0,2; 0,07; 0,04; 0,02; 0,02; 0,03; 0,07; 0,04; 0,01; 0,05. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

10. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 8 повідомлень за допомогою трійкового коду з алфавітом q = 3, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,05; 0,15; 0,1; 0,17; 0,23; 0,13; 0,02; 0,15. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

11. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 16 повідомлень за допомогою четвіркового коду з алфавітом q = 4, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,02; 0,08; 0,12; 0,01; 0,07; 0,05; 0,22; 0,06; 0,04; 0,02; 0,01; 0,02; 0,06; 0,04; 0,1; 0,08. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

12. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 15 повідомлень за допомогою четвіркового коду з алфавітом q = 4, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,11; 0,14; 0,02; 0,03; 0,05; 0,22; 0,05; 0,04; 0,02; 0,02; 0,03; 0,07; 0,03; 0,1; 0,07. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

13. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 15 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,12; 0,14; 0,01; 0,03;

0,05; 0,24; 0,04; 0,04; 0,02; 0,02; 0,03; 0,07; 0,03; 0,09; 0,07. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

14. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 16 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,15; 0,05; 0,15; 0,02; 0,03; 0,05; 0,1; 0,07; 0,04; 0,02; 0,02; 0,03; 0,07; 0,03; 0,16; 0,01. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

15. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 8 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,28; 0,03; 0,09; 0,3; 0,07; 0,03; 0,17; 0,03. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

16. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 14 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,11; 0,11; 0,08; 0,05; 0,2; 0,06; 0,04; 0,03; 0,02; 0,03; 0,07; 0,01; 0,1; 0,09. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

17. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 13 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,1; 0,16; 0,09; 0,27; 0,07; 0,04; 0,02; 0,02; 0,03; 0,07; 0,03; 0,05; 0,05. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

18. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 16 повідомлень за допомогою четвіркового коду з алфавітом q = 4, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,07; 0,03; 0,15; 0,01; 0,04; 0,05; 0,22; 0,07; 0,02; 0,02; 0,02; 0,03; 0,08; 0,03; 0,13; 0,03. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

19. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 15 повідомлень за допомогою четвіркового коду з алфавітом q = 4, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,18; 0,12; 0,03; 0,02; 0,05; 0,1; 0,11; 0,04; 0,03; 0,02; 0,03; 0,06; 0,03; 0,12; 0,06. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

20. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 9 повідомлень за допомогою трійкового коду з алфавітом q = 3, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,11; 0,11; 0,13; 0,05; 0,3; 0,03; 0,07; 0,05; 0,15. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

21. Побудувати ОНК Хаффмена для передачі 16 повідомлень за допомогою двійкового коду з алфавітом q = 2, якщо повідомлення на виході джерела виникають з імовірностями $p(x_i)$: 0,13; 0,03; 0,1; 0,04; 0,05; 0,22; 0,06; 0,04; 0,04; 0,02; 0,03; 0,08; 0,02; 0,01; 0,1; 0,03. Виконати перевірку одержаного ОНК на оптимальність.

2. ДВІЙКОВІ КОДИ, ЩО ВИЯВЛЯЮТЬ ПОМИЛКИ

Теоретичні положення

Особливість кодів, що виявляють помилки [ ], полягає у тому, що кодові комбінації, які входять до складу таких кодів, відрізняються одна від одної кодовою відстанню не меншою за $d_{min} = 2$.

Такі коди умовно можна розділити на дві групи: коди, в яких використовуються всі комбінації, але до кожної з них за обумовленим правилом додаються r перевірочних елементів, та коди, які одержують шляхом зменшення кількості дозволених комбінацій.

До першої групи кодів, що виявляють помилки, відносяться такі систематичні коди: з перевіркою на парність, з перевіркою на непарність, з простим повторенням, інверсний (Бауера), кореляційний та несистематичний код Бергера; до другої - код з постійною вагою. Код з числом одиниць в комбінації, кратним трьом, може належати до першої або до другої групи кодів у залежності від методики його побудови.

Код з перевіркою на парність [ ] є найбільш поширеним кодом, який використовується для виявлення поодиноких помилок і всіх помилок непарної кратності. Код містить (n-1) інформаційних та один перевірочний елемент і позначається як (n,n-1) - код.

Перевірочний елемент визначається як сума за модулем 2 всіх інформаційних елементів: $b_1 = \sum_{i=1}^{k} \circ a_i$; тобто він утворюється доповненням комбінації k елементного первинного коду одним елементом таким чином, щоб кількість одиниць у новому n-розрядному (n=k+1) коді була парною. Код має $d_{min} = 2$.

Для виявлення помилки на приймальному боці виконують перевірку на парність всієї прийнятої кодової комбінації за допомогою визначення кодового синдрому   де $a_i^{'}, b_1^{'}$ - прийняті на приймальному боці відповідно інформаційні і перевірочні елементи?

Вважається, що при $s_1 = 0$ помилки в комбінації нема, при $s_1 = 1$ - помилка є. Код виявляє всі помилки непарної кратності.

Надмірність коду $R_{над} = 1 – k/(k+1) = 1/(k+1)$.

Код з перевіркою на непарність [ ] відрізняється від коду з перевіркою на парність тим, що кожна його кодова комбінація має непарне число одиниць, тобто додатковий перевірочний елемент формують виходячи з числа одиниць у первинній кодовій комбінації: при парному числі одиниць перевірочний елемент дорівнює одиниці, при парному - нулю. Для виявлення помилки в кодовій комбінації на приймальному боці виконується перевірка на непарність. Код є роздільним нелінійним кодом довжини n з n-1 інформаційними та одним перевірочним елементами і має таку ж спроможність виявлення помилки та надмірність, як і код з перевіркою на парність.

Код з простим повторенням (з повторенням без інверсії) [ ] є роздільним лінійним кодом. Код містить k інформаційних та r = k перевірочних елементів. У цьому коді r перевірочних елементів є простим повторенням k інформаційних елементів первинної кодової комбінації: $b_i=a_i$, де $i = 1...k$.

Через те, що код має $d_{min} = 2$, він може бути використаний для виявлення поодиноких помилок. Процедура виявлення помилок у прийнятій кодовій комбінації полягає у порівнянні однойменних інформаційних і перевірочних елементів. Їх незбіг говорить про наявність помилок у прийнятій комбінації. Код дозволяє виявити не тільки однократні помилки, а й деякі помилки більшої кратності, за винятком так званих «дзеркальних» помилок, коли у інформаційній і перевірочній послідовностях кодової комбінації в результаті дії завад спотворюються елементи, які знаходяться на однакових за номером розрядах.

Надмірність коду $R_{над} = 1 - k/2k = 1/2$.

Інверсний код (код Бауера) [ ] є роздільним лінійним кодом з повторенням з інверсією, який має k інформаційних та k перевірочних елементів. Його відмінність від коду з простим повторенням полягає у тому, що значення перевірочних елементів у ньому залежать від значення суми за модулем 2 всіх інформаційних елементів. При $\sum_{i=1}^{k} \circ a_i = 0$, тобто при парному числі одиниць у первинній кодовій комбінації перевірочні елементи просто повторюють інформаційні ($b_i = a_i$, де $i = 1...k$). При $\sum_{i=1}^{k} \circ a_i = 1$, тобто при непарному числі одиниць у первинній кодовій комбінації, перевірочні елементи повторюють інформаційні в інвертованому вигляді (у зворотному коді): $b_i = a_i \oplus 1$, де $i = 1...k$.

Для виявлення помилок декодером у послідовності, що складається з 2k елементів, спочатку підсумовують одиниці, які знаходяться у перших k елементах. Якщо їх кількість парна, решта k елементів приймається у позитиві. Обидві зареєстровані частини кодової комбінації поелементно порівнюються (перший елемент з першим, другий - з другим і т.д.). При наявності хоча б одного незбігу вся послідовність елементів бракується. Якщо кількість одиниць серед перших k елементів прийнятої комбінації непарна, решта k елементів приймається у негативі (інвертуються). Після чого виконується поелементне порівняння. Наявність незбігу призводить до відбракування кодової комбінації. Така побудова коду дозволяє виявити майже всі випадки спотворення елементів, крім двократних (подвійних) «дзеркальних» помилок.

Надмірність коду $R_{над} = 1 – k/2k = 1/2$.

Кореляційний код [ ] передбачає кодування кожного елемента первинної кодової комбінації. При цьому "0" записується як "01", а "1" - як "10". Так, наприклад, первинній кодовій комбінації 100101 буде відповідати комбінація 100101100110 кореляційного коду. В технічній літературі такий двійковий запис дуже часто називають Манчестер-код. Приймальний пристрій на кожному такті, який складається з двох сусідніх елементів кореляційного коду, повинен зафіксувати перехід 0→1 або 1→0. У разі прийняття двох нулів або двох одиниць приймальний пристрій фіксує наявність помилки.

Такий код дозволяє виявляти помилки будь-якої кратності у кожній парі елементів одного такту, але не здатний виявити, так звані, "дзеркальні" двократні помилки, коли сусідні елементи одного такту під впливом завад змінюються на протилежні за значеннями.

Надмірність коду $R_{над} = 1 – k/2k = 1/2$.

До переваг коду можна віднести, крім відсутності постійної складової у напрузі кодованого сигналу при передачі кодової комбінації по каналу зв'язку, також можливість самосинхронізації генератора приймача, тому що приймання кожного біта супроводжується фронтом сигналу, який приймається, у центрі біта.

Код Бергера [ ] є найбільш поширеним з несистематичних кодів. У такому коді перевірочні елементи, які дописуються у кінці первинної кодової комбінації, - це інвертований запис двійкового числа, яким записується сума одиниць у кодовій комбінації k-елементного первинного коду, що кодується кодом Бергера. При цьому число перевірочних елементів визначається як $r \geq log_2(k+1)$. При нецілому результаті значення r округляється до найближчого більшого цілого числа. Так, наприклад, при $k = 8$, $\log_2(8+1) = \log_2 9 = 3{,}16993$, тобто $r=4$.

Для виявлення помилки у декодері виконується операція підрахунку числа одиниць у інформаційній частині прийнятої кодової комбінації. Це число записується у двійковій формі, інвертується і порівнюється з перевірочною частиною прийнятої кодової комбінації. Їх незбіг вказує на наявність помилки. Код виявляє, головним чином, однократні помилки.

Надмірність коду $R_{над} = 1 - k/n = 1 - k/(k+r) = r/n$.

Код з постійною вагою [ ], тобто з постійним числом одиниць та нулів у комбінаціях, часто називають кодом на одне сполучення. Загальна кількість кодових комбінацій коду з постійною вагою

$$N = C_n^m = \frac{n!}{m!(n-m)!},$$

де m - число одиниць у комбінації довжини n.

Такий код утворюється з простого двійкового коду відбором комбінацій, які мають однакову кількість одиниць m. У декодері підраховується кількість одиниць у прийнятій кодовій комбінації. Невідповідність кількості одиниць числу m говорить про наявність помилки у кодовій комбінації.

Код з постійною вагою має мінімальну кодову відстань $d_{\min} = 2$ і виявляє всі помилки непарної кратності, а також всі помилки парної кратності, які призводять до порушення умови $m = Const$.

Надмірність коду $R_{над} = 1 - (\log_2 C_n^m)/n.$

Даний код у порівнянні з кодом з простим повторенням при меншій надмірності дозволяє виявляти помилки тієї ж кратності.

Код з числом одиниць у комбінації, кратним трьом, [ ] можна утворити або шляхом додавання до кожної комбінації первинного коду двох перевірочних елементів, або зменшенням кількості дозволених кодових комбінацій первинного коду за допомогою накладання додаткової умови - кількість одиниць у кожній комбінації повинна бути кратною трьом.

У першому випадку до первинної кодової комбінації додаються два перевірочних розряди, які мають такі значення, що сума одиниць у кодовій комбінації стає кратною трьом. Так, якщо первинна комбінація має дві або п'ять одиниць, то для одержання ваги кодової комбінації w=3 або w=6 треба доповнити її двома перевірочними елементами 11. Так, наприклад, комбінація первинного коду 01100 закодована кодом з числом одиниць, кратним трьом, буде мати вигляд - 0110010, комбінація 01000$\rightarrow$0100011, 1010$\rightarrow$101010, 101100$\rightarrow$10110000, 101110$\rightarrow$10111011, 0111110$\rightarrow$011111010 тощо.

У другому випадку з усіх кодових комбінацій первинного коду вибирають тільки ті комбінації, які мають вагу w=3 та w=6. Всі інші комбінації заборонені для вживання.

Код дозволяє виявити всі поодинокі помилки та деякі помилки більшої кратності, які призводять до порушення умови w=3 або w=6.

Здатність коду виявляти помилкові комбінації майже така ж, як і коду з постійною вагою.

Надмірність коду з доповненням до необхідної кількості одиниць (кратності): $R_{над}$ = 1 - k/(k+2), а для коду, який утворюється шляхом відбору комбінацій з відповідною кількістю одиниць (3 або 6) з повного числа комбінацій простого коду: $R_{над} = 1 - [\log_2(C_n^3 + C_n^6)] / n.$

Задачі та вправи

П1. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 1110101 ($k=7$) двійковими кодами, що виявляють помилки: з перевіркою на парність і простим повторенням. Виявити однократну помилку та порівняти надмірності цих кодів.

Розв'язання. Кодова комбінація коду з перевіркою на парність буде мати вигляд: A_1 = 11101011, а коду з простим повторенням - A_2 = 11101011110101.

Нехай у комбінації коду з перевіркою на парність виникла однократна помилка, вектор якої E_1 = 0000010. Тоді сума $A_1 \oplus E_1$ = 1110111.

У цьому разі сума за модулем 2 елементів одержаної на приймальному боці кодової комбінації дорівнює 0, тобто парна, що вказує на наявність у ній помилки. Надмірність коду $R_{над1} = 1 - 7/8 = 0{,}125$.

Нехай в комбінації коду з простим повторенням вектор однократної помилки буде E_2 = 0000010000000. Тоді сума $A_2 \oplus E_2$=11101111110101. Порівнюючи першу і другу частини кодової комбінації (одержуючи їх суму за модулем 2) отримаємо остачу, яка не буде дорівнювати нулю (1110111$\oplus$1110101 = 0000010), що вказує на наявність помилки у прийнятій кодовій комбінації. Надмірність коду $R_{над2} = 0{,}5$.

Таким чином $R_{над2} > R_{над1.}$

П2. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 01000 ($k=5$) двійковими кодами, що виявляють помилки: з числом одиниць у комбінації, кратним трьом, та інверсним (Бауера). Виявити однократну помилку і порівняти надмірності цих кодів.

Розв’язання. Кодова комбінація коду з числом одиниць, кратним трьом, буде мати вигляд: A_1=0100011, а інверсного коду - A_2=01000 10111.

Нехай у комбінації коду з числом одиниць, кратним трьом, виникла однократна помилка, вектор якої E_1=0000100. Тоді сума $A_1 \oplus E_1$=0100111. У цьому разі вага одержаної кодової комбінації w=4, тобто відрізняється від w=3, що вказує на наявність у ній помилки. Надмірність коду $R_{над1} = 1 - 5/7 = 2/7$.

Нехай у комбінації інверсного коду виникла однократна помилка, вектор якої E_2=0000100000. Тоді сума $A_2 \oplus E_2$=01001 10111. У декодері виконується перевірка кількості одиниць у першій половині кодової комбінації, яка дорівнює 2. Це означає, що друга половина комбінації повинна прийматися у позитиві (без інверсії). Порівнюючи першу і другу (неінвертовану) частини прийнятої кодової комбінації одержимо незбіг у чотирьох розрядах, що вказує на наявність у ній помилки. Надмірність коду $R_{над2} = 0{,}5$.

Таким чином $R_{над2} > R_{над1}$.

П3. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 010101 (k=6) двійковими кодами, що виявляють помилки: з перевіркою на непарність і кореляційним. Виявити однократну помилку та порівняти надмірності цих кодів.

Розв’язання. Кодова комбінація коду з перевіркою на непарність буде мати вигляд: A_1=0101010, а кореляційного - A_2=011001100110.

Нехай у комбінації коду з перевіркою на непарність виникла однократна помилка, вектор якої E_1=0000100. Тоді сума $A_1 \oplus E_1$=0101110. У декодері перевіряється за модулем 2 сума елементів одержаної кодової комбінації. У цьому разі вона буде дорівнювати 0, тобто парна, що вказує на наявність в комбінації помилки. Надмірність коду $R_{над1}$ = 1 - 6/7 = 1/7.

Нехай у комбінації кореляційного коду виникла однократна помилка, вектор якої E_2=000010000000. Тоді сума $A_2 \oplus E_2$=011011100110. Як відомо, декодування кодової комбінації у декодері ведуть тактами по два елементи у кожному такті. При цьому два елементи одного такту не повинні мати однакове значення, тобто не повинно бути сполучень 00 та 11. У даному разі, у третьому такті (парі елементів) буде отримано сполучення 11, що вказує на наявність помилки у прийнятій комбінації. Надмірність коду $R_{над2}$ = 0,5.

Таким чином $R_{над2} > R_{над1}$.

П4. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 1001111 (k=7) двійковими кодами, що виявляють помилки: інверсним (Бауера) та Бергера. Виявити однократну помилку і порівняти надмірності цих кодів.

Розв'язання. Кодова комбінація інверсного коду, з огляду на непарну кількість одиниць у первинній комбінації, буде мати вигляд: A_1=1001111 0110000, а коду Бергера - A_2=1001111 010 (тому що $r = \log_2(7+1) = \log_2 8 = 3$, $5_{10} = 101_2$, інверсія $101 \Rightarrow 010$).

Нехай у комбінації інверсного коду виникла однократна помилка, вектор якої E_1=00000100000000. Тоді сума $A_1 \oplus E_1$=1001101 0110000. У декодері перевіряється кількість одиниць у першій половині кодової комбінації, яка у даному разі дорівнює 4. Це означає, що друга половина комбінації повинна прийматися у позитиві. Порівнюючи першу і другу (неінвертовану) частини прийнятої кодової комбінації одержимо незбіг у шести розрядах, що вказує на наявність у ній помилки. Надмірність коду $R_{над1}$ = 0,5.

Нехай у комбінації коду Бергера виникла однократна помилка, вектор якої E_2=0010000000. Тоді сума $A_2 \oplus E_2$=1011111 010.

При прийманні у декодері підраховується кількість одиниць в інформаційній частині кодової комбінації, яка дорівнює шести. У двійковій формі запису це буде 110, інвертуючи яку одержуємо - 001. Порівнюємо перевірочні елементи прийнятої кодової комбінації та одержані у декодері шляхом обчислення кількості одиниць в інформаційній частині прийнятої комбінації. Їх незбіг (010 - 001) вказує на наявність помилки у прийнятій кодовій комбінації. Надмірність коду $R_{над2} = 0,3$.

Таким чином $R_{над1} > R_{над2}$.

2.1. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 1101010101 двійковими кодами, що виявляють помилки: з перевіркою на непарність та простим повторенням. Показати на прикладі виявлення однократної помилки та порівняти надмірності цих кодів.

2.2. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 100101010100 двійковими кодами, що виявляють помилки: кореляційним та інверсним. Показати на прикладі виявлення однократної помилки та порівняти надмірності цих кодів.

2.3. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 0101011001 двійковими кодами, що виявляють помилки: з числом одиниць, кратним трьом, та простим повторенням. Показати на прикладі виявлення однократної помилки та порівняти надмірності цих кодів.

2.4. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 10010110001 двійковими кодами, що виявляють помилки: з перевіркою на парність та Бергера. Показати на прикладі виявлення однократної помилки та порівняти надмірності цих кодів.

2.5. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 1011011 двійковими кодами, що виявляють помилки: з перевіркою на непарність та кореляційним. Показати на прикладі виявлення однократної помилки та порівняти надмірності цих кодів.

2.6. Закодувати комбінацію двійкового простого коду 011101 двійковими кодами, що виявляють помилки: Бергера та інверсним. Показати на прикладі виявлення однократної помилки та порівняти надмірності цих кодів.

2.7. З комбінацій двійкового простого коду з k=5 побудувати двійкові коди, що виявляють помилки: з постійною вагою w=3 і постійною вагою w=4. Показати на прикладі виявлення однократної помилки цими кодами та порівняти їх надмірності.

2.8. З комбінацій двійкового простого коду з k=5 побудувати двійкові коди, що виявляють помилки: з постійною вагою w=2 і постійною вагою w=4. Показати на прикладі виявлення однократної помилки цими кодами та порівняти їх надмірності.

2.9. З комбінацій двійкового простого коду з k=5 побудувати двійкові коди, що виявляють помилки: з постійною вагою w=3 і числом одиниць, кратним трьом. Показати на прикладі виявлення однократної помилки цими кодами та порівняти їх надмірності.

2.10. Закодувати двійковим інверсним кодом двійкове подання числа поточного дня тижня у двійково-десятковому коді 8 4 2 1. Виявити будь-яку трикратну помилку та визначити надмірність коду.

2.11. Закодувати двійковим кодом з перевіркою на парність двійкове подання числа поточного дня тижня у двійково-десятковому коді 8 4 2 -1. Виявити будь-яку трикратну помилку та визначити надмірність коду.

2.12. Закодувати двійковим кодом з перевіркою на непарність двійкове подання числа поточного дня тижня у двійково-десятковому коді 7 4 2 1. Виявити будь-яку трикратну помилку та визначити надмірність коду.

2.13. Закодувати двійковим кодом з простим повторенням двійкове подання числа поточного дня тижня у двійково-десятковому коді 6 4 2 1. Виявити будь-яку однократну помилку та визначити надмірність коду.

2.14. Закодувати двійковим кореляційним кодом двійкове подання поточного місяця року у двійковому простому коді. Виявити будь-яку трикратну помилку та визначити надмірність коду.

2.15. Закодувати двійковим інверсним кодом двійкове подання поточного місяця року у двійковому простому коді. Виявити будь-яку трикратну помилку та визначити надмірність коду.

2.16. Закодувати двійковим інверсним кодом двійкове подання останньої цифри номера Вашої залікової книжки у двійково-десятковому коді 8 4 2 1. Виявити будь-яку трикратну помилку та визначити надмірність коду.

2.17. Закодувати двійковим кодом Бергера двійкове подання числа поточного тижня року у двійково-десятковому коді 8 4 -2 -1. Виявити будь-яку однократну помилку та визначити надмірність коду.

2.18. Закодувати двійковим кодом Бергера двійкове подання поточного року у двійково-десятковому коді 8 4 -2 -1. Виявити будь-яку однократну помилку та визначити надмірність коду.

2.19. Закодувати двійковим кореляційним кодом двійкове подання поточного року. Виявити будь-яку чотирикратну помилку та визначити надмірність коду.

2.20. Закодувати двійковим кодом Бергера двійкове подання поточного року. Виявити будь-яку чотирикратну помилку та визначити надмірність коду.

2.21. Закодувати двійковим інверсним кодом двійкове подання поточного року. Виявити будь-яку трикратну помилку та визначити надмірність коду.

3. КАНАЛЬНІ КОДИ

Теоретичні положення

Канальні (лінійні, сигнальні) коди використовуються у цифрових системах передачі [ ] для вторинного кодування повідомлень при їх передачі по лініях (каналах) зв'язку. Необхідність у цьому виникає, головним чином, при передачі повідомлень постійним струмом по проводовим лініям з метою збільшення завадостійкості передачі, а також полегшення одержання з інформаційного потоку, що передається, сигналів синхронізації для стабільної і синхронної роботи передавального і приймального пристроїв системи передачі даних.

Більш поширена назва цих кодів - «лінійні», що відповідає їх призначенню: вторинне кодування при передачі повідомлень по лініях зв'язку. Однак, з огляду на те, що у теорії кодування дуже часто зустрічається математичний термін "лінійний код", у відношенні до деяких кодів (наприклад, "лінійний систематичний код" тощо), у даній роботі використовується інша назва кодів цього класу - канальні коди.

Загалом канальних кодів налічується багато [ ]. Але на практиці застосовуються тільки декілька кодів: CHDB (сумісний біполярний код з високою щільністю) або дуобінарний, квазітрійковий, модифікований дуобінарний, Манчестер-2, 4B3T (MS43).

На рис.12.1 показаний процес кодування двійкової інформаційної послідовності $U_д$, де $U_т$ - тактові імпульси, з використанням кодів: а - CHDB; б - квазітрійкового; в - Манчестер-2; г - модифікованого дуобінарного; д - 4B3T (R2).

У коді CHDB (дуобінарний код) (див. рис.12.1,а) ‘0’ двійкової інформаційної послідовності передається паузою, а ‘1’ - імпульсами позитивної та від’ємної полярності, зі зміною полярності у кожному наступному імпульсі у порівнянні з попереднім. Таке кодування дає можливість звузити спектр імпульсної послідовності, яка передається.

При передачі елементів інформаційної послідовності за допомогою квазітрійкового коду (див. рис.12.1,б) використовуються прямокутні імпульси більш короткої довжини у порівнянні з дуобінарним. Це дає можливість підвищити завадостійкість передачі за рахунок зменшення перехідних процесів між окремими імпульсами, тобто дається можливість перехідному процесу затухнути до приходу нового імпульсу.

Головним недоліком дуобінарного та квазітрійкового кодування є можливість втрати сигналу синхронізації, який одержують у декодері з інформаційної послідовності, що надходить до приймального пристрою. Це може відбутися при появі довгих серій з одних нулів. Щоб зберегти синхронізацію вдаються до скремблювання.

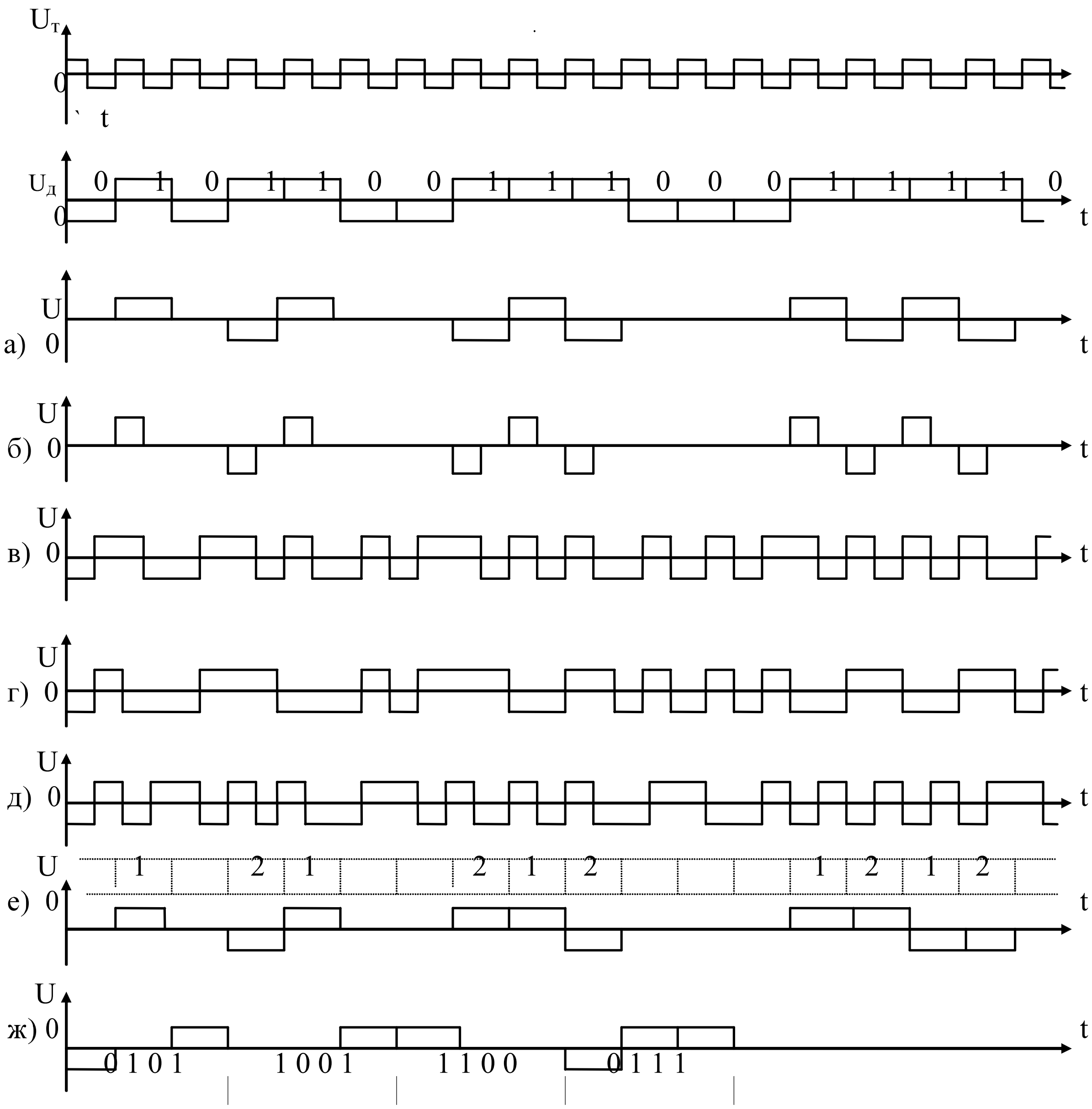


Рис. 12.1

У коді Манчестер-2 (див. рис.12.1,в) елементи інформаційної послідовності кодуються: ‘0’ - додатним перепадом з нуля в одиницю (0 → 1), а ‘1’ - від’ємним перепадом з одиниці у нуль (1 → 0). Перепади сигналів виконуються у тактових точках, тобто посередині тактового (бітового) інтервалу.

Використання для передачі коду Манчестер-2 дає такі переваги:

постійна складова у лінії зв'язку дорівнює нулю;

забезпечується виділення сигналу синхронізації з послідовності імпульсів, яка надходить до приймального пристрою.

Недоліком цього коду є необхідність у двократному збільшенні смуги пропускання каналу, що пояснюється подвоєнням частоти проходження імпульсів, та обмеження можливості виявлення помилок через «проскакування» сигналу синхронізації на 1 біт.

Від вказаного недоліку вільний подібний, але більш складний код СМІ - з інверсією груп символів (див. рис. 12.1,г). У цьому коді вхідні символи «0» кодуються як «01», а «1» - парами «00» або «11», що чергуються між собою. У даному разі зростає можливість виявлення помилок декодером, по-перше, при порушені послідовності «01», тому що група «10» заборонена, і, по-друге, при порушені правил чергування «00-11». Недоліком коду СМІ є те, що він подвоює число біт у вихідному сигналі, тобто має значну надмірність.

У коді стику С1-И (див. рис. 12.1,д) символу «1» вхідної інформаційної послідовності відповідає пара «10» або «01», що збігається з попередньою, а символу «0» - пара «10» або «01», яка є інверсією відносно попередньої пари. Іншими словами, цей код є відносним. Відносне кодування дозволяє вирішити проблему невизначеності фази пари (біімпульса) у декодері. У результаті цього стик С!-И не боїться помилок типу «дзеркальний прийом» або «зворотна робота» (інверсія знаків).

Модифікований дуобінарний код (див. рис.12.1,е) відрізняється від дуобінарного введенням декількох додаткових умов:

всі одиниці інформаційної послідовності розбиваються на пари (нумеруються як 1 і 2) і при кодуванні враховується те, що в одній пачці одиниць одиниці, які мають однаковий номер і розташовані поряд, не повинні бути однієї полярності;

полярність першої одиниці у кожній пачці залежить від кількості нулів, що відділяють цю пачку від попередньої; тобто, якщо ця кількість непарна, то перша одиниця у пачці має полярність протилежну полярності останньої одиниці попередньої пачки одиниць, якщо ж кількість нулів між пачками парна - полярність першого імпульсу збігається з полярністю останнього імпульсу попередньої пачки одиниць.

Така побудова коду підвищує завадостійкість передачі інформаційної послідовності за рахунок можливості виявлення помилок при невиконанні згаданих вище умов.

У коді 4В3Т (табл.12.1) чотирьом бітовим елементам інформаційної послідовності ставляться у відповідність три елементи трійкового коду, де ‘0’ передається паузою, ‘1’ - імпульсом від’ємної полярності, а ‘2’ - імпульсом додатної полярності (див. рис. 12.1,ж). Це дає можливість зменшити загальну довжину кодованої інформаційної послідовності, тобто зменшити час передачі цієї послідовності.

Таблиця 12.1

Двійкові комбінації	Трійкові комбінації алфавітів		
	R1	R2	R3
0010	+ + +	– + –	– + –
0001	+ + 0	0 0 –	0 0 –
0000	+ 0 +	0 – 0	0 – 0
0100	0 + +	– 0 0	– 0 0
1000	+ – +	+ – +	– – –
0011	0 – +	0 – +	0 – +
0101	– 0 +	– 0 +	– 0 +
1001	0 0 +	0 0 +	– – 0
1010	0 + 0	0 + 0	– 0 –
1100	+ 0 0	+ 0 0	0 – –
0110	+ + 0	– + 0	– + 0
1110	+ – 0	+ – 0	+ – 0
1101	+ 0 –	+ 0 –	+ 0 –
1011	0 + –	0 + –	0 + –
0111	– + +	– + +	– – +
1111	+ + –	+ – –	+ – –

Існує три варіанти такого коду: R1, R2 і R3. Вибір варіанта залежить від переваги в лінії зв'язку помилок визначеної полярності. Так, наприклад, для симетричних каналів, у яких спотворення імпульсів від'ємної і додатної полярності однакові, вибирається код 4В3Т(R2); для каналів, де переважають спотворення від'ємних імпульсів - код 4В3Т(R1), а для каналів, де переважають спотворення додатних імпульсів - 4В3Т(R3).

12.2. Задачі та вправи

П1. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 0011100111101 дуобінарним (CHDB) та квазітрійковим канальними кодами.

Розв'язання. Згідно рис.12.1 виконуємо кодування дуобінарним та квазітрійковим кодами. Результат кодування розміщуємо на рис.12.2, де на графіках: а - тактові імпульси $U_т$; б - двійкова інформаційна послідовність $U_д$, яка подана у бінарному коді; в - інформаційна послідовність закодована дуобінарним кодом; г - інформаційна послідовність закодована квазітрійковим кодом.

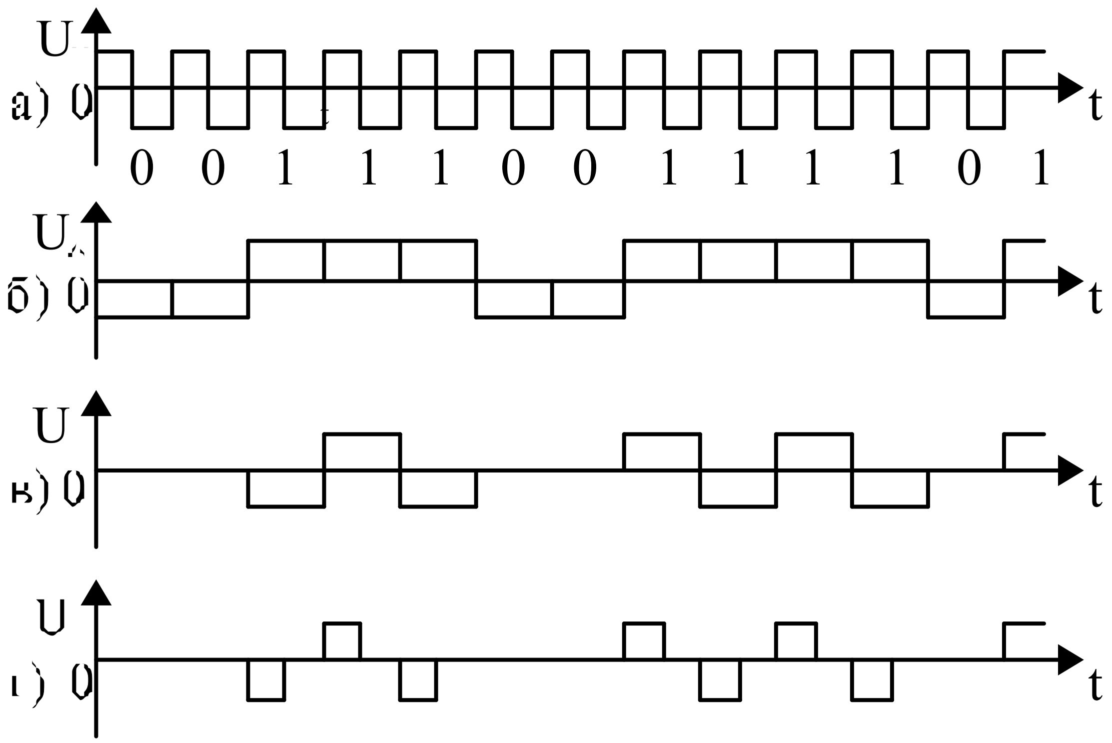


Рис. 12.2

П2. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 0111100111010 дуобінарним (CHDB) та модифікованим дуобінарним канальними кодами.

Розв'язання. Згідно рис.12.1 виконуємо кодування дуобінарним та модифікованим дуобінарним кодами. Результат кодування розміщуємо на рис.12.3, де на графіках: а - тактові імпульси $U_т$; б - двійкова інформаційна послідовність $U_д$, яка подана у бінарному коді; в - інформаційна послідовність закодована дуобінарним кодом; г - інформаційна послідовність закодована модифікованим дуобінарним кодом.

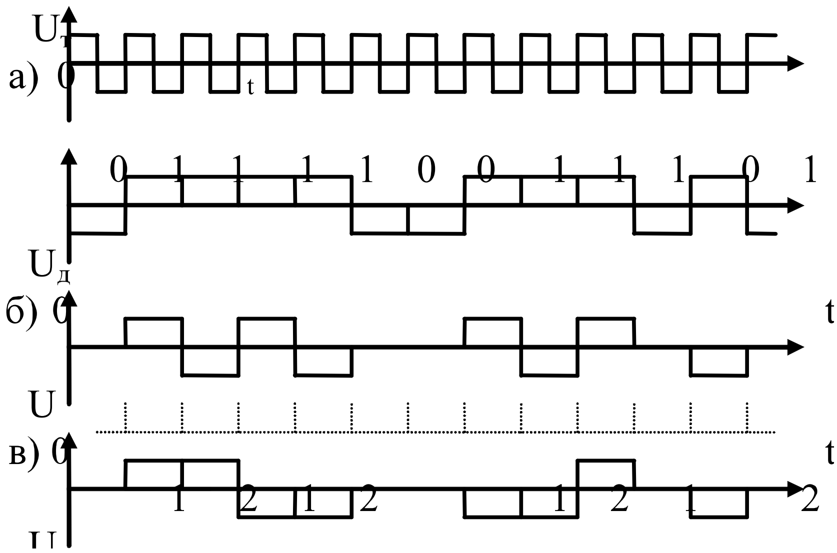


Рис. 12.3

П3. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 0111100011010011 канальними кодами: Манчестер-2, СМ1 та С1-И.

Розв'язання. Згідно рис.12.1 виконуємо кодування кодом Манчестер-2. Результат кодування розміщуємо на рис.12.4, де на графіках: а - тактові імпульси $U_т$; б - двійкова інформаційна послідовність $U_д$, яка подана у бінарному коді; в - інформаційна послідовність закодована кодом Манчестер-2, г - інформаційна послідовність закодована кодом СМ1, д - інформаційна послідовність закодована кодом С1-И.

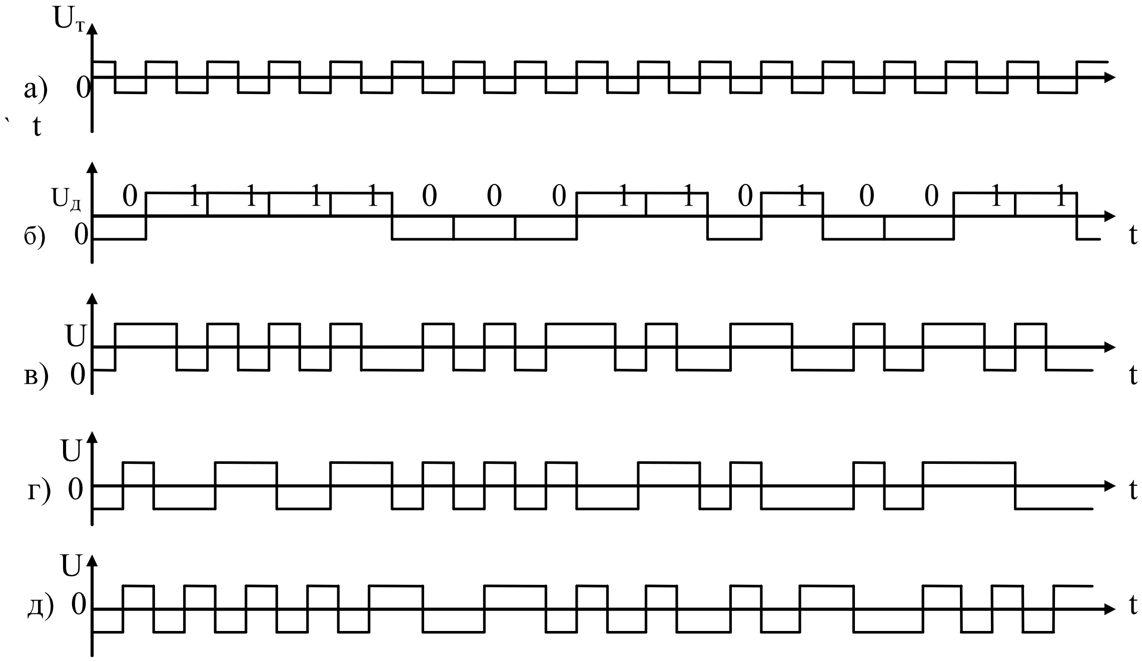


Рис. 12.4

П4. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 011110001101 канальним кодом 4В3Т(R1).

Розв'язання. Згідно рис.12.1 та табл. 12.1 виконуємо кодування кодом 4В3Т(R1). Результат кодування розміщуємо на рис.12.5, де на графіках: а - тактові імпульси $U_т$; б - двійкова інформаційна послідовність $U_д$, яка подана у бінарному коді; в - інформаційна послідовність закодована кодом 4В3Т(R1).

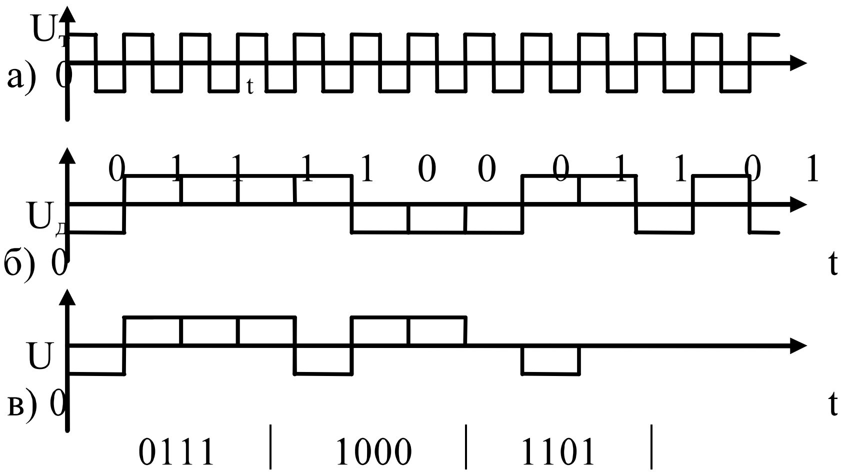


Рис. 12.5

3.1. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 10001111011011 дуобінарним (CHDB) канальним кодом.

3.2. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 011110011011001 дуобінарним (CHDB) канальним кодом.

3.3. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 1011101011101011 квазітрійковим канальним кодом.

3.4. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 0011011100111101 квазітрійковим канальним кодом.

3.5. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 0001100111101011 квазітрійковим канальним кодом.

3.6. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 011100111100110 дуобінарним (CHDB) та модифікованим дуобінарним канальними кодами.

3.7. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 11011100111101 дуобінарним (CHDB) та модифікованим дуобінарним канальними кодами.

3.8. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 1001111011001111 дуобінарним (CHDB) та квазітрійковим канальними кодами.

3.9. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 011011101111011 дуобінарним (CHDB) та квазітрійковим канальними кодами.

3.10. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 110111001111011 дуобінарним (CHDB) та квазітрійковим канальними кодами.

3.11. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 000111010111100 канальними кодами: Манчестер-2 та CM1.

3.12. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 010011101100111 канальними кодами: Манчестер-2 та CM1.

3.13. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 010011101100101 канальними кодами: дуобінарним (CHDB) та Манчестер-2.

3.14. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 1101010011101011 канальними кодами: квазітрійковим та С1-И.

3.15. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 001101011100011010000101 канальним кодом 4B3T(R1).

3.16. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 111100001110001010111100 канальним кодом 4B3T(R1).

3.17. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 001101100011010100011011 канальним кодом 4B3T(R2).

3.18. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 011101011011000110111010 канальним кодом 4B3T(R2).

3.19. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 101000010111110111101010 канальним кодом 4B3T(R3).

3.20. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 110000110001101011100111 канальним кодом 4B3T(R3).

3.21. Закодувати двійкову інформаційну послідовність 001011100111001 канальними кодами: Манчестер-2 та C1-И.

Завдання на розрахункову роботу

1. Для зананого ансамблю повідомлень створити оптимальний код.

2. Скласти повідомлення довжиною N, відповідно до характеристик ансамблю.

3. Використати словниковий метод стиснення для обробки повідомлення.

4. Порівняти отримані результати від стиснення та оптимального кодування повідомлення.

5. Закодувати комбінацію, яка відповідає номеру варіанта у двійковому простому коді, двійковими кодами що виявляють помилки: з перевіркою на парність, з перевіркою на непарність, інверсним кодом, простим повторенням, корреляційним (манчестер).

6. Показати процедуру виявлення однократної помилки для кодів та порівняти надмірності кодів.

Рекомендованя література

1. Арманд В.А., Железняков В.В. Штриховые коды в системах обработки информации. - М.: Радио и связь, 1989. - 92 с.

2. Берлекэмп Э. Алгебраическая теория кодировния. - М.: Мир, 1971. - 477 с.

3. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки: Пер. с англ. - М.: Мир, 1986. - 576 с.

4. Боккер П. Передача данных /Техника связи в системах телеобработки данных/: В 2 т. Т.1. Основы: Пер. с англ. /Под ред. Д.Д.Кловского. - М.: Связь, 1980. - 264 с.

5. Бузников С.Е., Кафаров А.А., Матвеевский В.П. Системы и устройства штрихового кодирования /Автоматическая идентификация материальных потоков/. - М.: Знание, 1990. - 64 с. - /Новое в жизни, науке, технике. Сер. "Радио, электроника и связь", N 4/.

6. Былянски Л., Ингрем Д. Цифровые системы передачи: Пер. с англ. / Под ред. А.А.Визеля. - М.: Связь, 1980. - 360 с.

7. 3144-95. Державний стандарт України. Коди та кодування інформації. Штрихове кодування. Терміни та визначення. -Чинний з 1996 р.

8. Емельянов Г.А., Шварцман В.О. Передача дискретной информации. - М.: Радио и связь, 1982. - 240 с.

9. Жураковський Ю. П. Теорія інформації та кодування: Підручник / Ю. П. Жураковський, В. П. Полторак. –К.: Вища шк., 2001. – 255 с.

10. Игнатов В.А. Теория информации и передачи сигналов. - М.: Радио и связь, 1992. - 280 с.

11. Кодирование информации /двоичные коды/: Справ. /Н.Т.Березюк, А.Г.Андрущенко, С.С.Мощицкий и др. - Харьков: Виша шк., 1978. - 252 с.

13. Левин М.С., Плоткин М.А. Цифровые системы передачи информации. - М.: Радио и связь, 1982. - 216 с.

16. Методичні вказівки до виконання контрольних робіт з дисципліни «Теорія інформація». Частина 1. /Укл.: Ю.П.Жураковський, В.П.Полторак. - Київ: НТУУ «КПІ», 1998. - 48 с.

17. Методичні вказівки до виконання контрольних робіт з дисципліни «Теорія інформація». Частина 2. /Укл.: Ю.П.Жураковський, В.П.Полторак. - Київ: НТУУ «КПІ», 1998. - 60 с.

19. Муттер В.М. Основы помехоустойчивой телепередачи информации. - Л.: Энергоатомиздат, 1990. - 288 с.

21. Теория кодирования /Т.Касами , Н.Токура, Е.Иведари, Я.Инагаки; Пер. с яп. - М.: Мир, 1978. - 576 с.

23. Чернега В.С. Сжатие информации в компьютерных сетях: Под ред. В.К.Маригодова. - Севастополь, Сев.ГТУ, 1997. -214 с.

24. Цымбал В.П. Теория информации и кодирование. - К.: Вища шк., 1992. - 263 с.

25. Цымбал В.П. Задачник по теории информации и кодированию. - К.: Вища шк., 1976. - 276 с.

26. Фомин А. А. Основы сжатия информации / А. А.Фомин – Санкт-петербургский Государственный Технический университет. – Санкт-Петербург, 1998.– 82 с.