МІНІСТЕРСТВО ТРАНСПОРТУ ТА ЗВ’ЯЗКУ УКРАЇНИ

ДЕРЖАВНИЙ ЕКОНОМІКО-ТЕХНОЛОГІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ ТРАНСПОРТУ

Кафедра телекомунікаційних технологій та автоматики

Теорія електричного зв’язку

Методичні вказівки
до проведення практичних занять
для студентів спеціальності 7.092507 – «Автоматика та автоматизація на транспорті» денної та безвідривної форми навчання

Київ – 2010

УДК. 656.25

Теорія електричного зв’язку. Методичні вказівки до проведення практичних занять для студентів денної та заочної форми навчання вищ. навч. закл. залізн. трансп. / С. М. Білан. – К.: ДЕТУТ, 2010. – 40 с.

Методичні вказівки містять теоретичний матеріал завдання на практичні заняття і їхні типові розв’язки, а також список рекомендованої літератури.

Призначені для студентів спеціальності 7.092507 – «Автоматика та автоматизація на транспорті» денної та безвідривної форми навчання і відповідної програмі дисциплін «Теорія електричного зв’язку» і «Теорія передавання даних».

Методичні вказівки розглянуті та затверджені на засіданні кафедри (протокол № 2 від 21 жовтня 2009 р.)

Укладач: С. М. Білан, канд. техн. наук., доцент каф. ТТА.

Рецензенти: Л. І. Тимченко, докт. техн. наук., професор каф. ТТА.
Ю. І. Танигін, канд. техн. наук., доцент каф. побутової електронної апаратури Відкритого міжнародного університету розвитку людини «Україна».

Зміст

Вступ

Сучасний розвиток галузі залізничного транспорту обумовлений зростанням швидкостей руху потягів, що вимагає підвищення швидкодії систем управління і зростання швидкості передачі великих об'ємів інформації. Зростає також і різноманіття систем зв'язку, що впроваджені на залізничному транспорті, які використовують усі середовища поширення сигналів. Такі системи використовують сучасні електронні та інформаційні технології, які підвищують швидкодію, надійність і достовірність передачі інформації. Принципи функціонування усіх систем зв'язку базуються на сучасній теорії електричного зв'язку та теорії передачі повідомлень, які ставлять і вирішують основні питання у загальному вигляді, дозволяючи не тільки оглянути й порівняти існуючі способи передачі повідомлень, а й указати перспективні напрями подальшого розвитку техніки зв'язку.

Для правильного розуміння принципів функціонування систем передачі інформації, сучасному спеціалісту необхідно знати основні поняття теорії інформації, теорії сигналів, теорії модуляції, завадостійкого кодування та прийому.

Мета методичних вказівок – допомогти студентам у вивченні положень теорії електричного зв'язку й отримання навиків використання її результатів до розв'язку задач у сучасних системах зв'язку.

Методичні вказівки містять короткі теоретичні відомості й методичні рекомендації щодо розв'язків типових задач.

У кінці кожного заняття, для контролю оволодіння матеріалом, необхідно відповісти на запропоновані контрольні запитання і розв'язати контрольні задачі згідно з поданими варіантами початкових даних.

Практичне заняття 1

Тема заняття: Кількісне визначення інформації. Ентропія та продуктивність дискретного джерела повідомлень.

Кількість інформації $I(a_i)$, що міститься в символі a_i, який вибирається з ансамблю можливих значень $\{a_i\}$(i=1, 2, 3, …, L), де L – об'єм алфавіту, з імовірністю $P(a_i)$ і визначається з виразу:

$$I(a_i) = -\log_2 P(a_i)$$

Основа логарифму може бути вільною, вона визначає лише систему одиниць подання кількості інформації. Якщо вибрана основа логарифма –2, то інформація вимірюється у двійкових одиницях (бітах) – це кількість інформації, яка міститься в одному з двох символів, що вибираються з рівною ймовірністю символів.

Для оцінювання інформаційних властивостей джерела повідомлення в цілому, а не кількості інформації в окремому повідомленні, необхідно використовувати середню кількість інформації, яка припадає на одне повідомлення – ентропію. Ентропія – міра невизначеності. Чим більша ентропія, тим більша невизначеність і тим більше в середньому переносить одне повідомлення інформації.

Ентропія є мірою недостачі інформації про стан системи і при надходженні інформації ентропія зменшується. Ентропія і кількість інформації – принципово різні поняття. Ентропія може бути обчислена апріорно, тобто до отримання інформації, отриманої після надходження повідомлення.

Ентропія обчислюється як математичне очікування *I(x)*:

$$H(x) = \overline{I(x_i)} = \sum_{i=1}^{m} p(x_i) I(x_i) = -\sum_{i=1}^{m} p(x_i)\log_2 p(x_i), \text{ [біт/повід.]}$$

Не важко помітити, що максимальну ентропію має джерело, яке складається з елементів із рівними ймовірностями, а максимальна ентропія визначається як

$$H_{max}(A)=\log_2 L,$$

де L – об'єм алфавіту системи (джерела $\{a_i\}$). Так, для бінарного джерела, в якого алфавіт складається з двох символів (букв), наприклад, 0 і 1, будемо мати:

$$H_{max}(A)=\log_2 2= 1\text{біт/символ}.$$

При створенні інформаційних систем необхідно прагнути підвищувати ентропію джерела, тоді буде більше передаватися інформації іншим набором символів. Однією з інформаційних характеристик дискретного джерела є збитковість:

$$R = \frac{H\max(A) - H(A)}{H\max(A)} = 1 - \frac{H(A)}{H\max(A)} = 1 - \frac{H(A)}{\log_2 L}.$$

Збитковість джерела залежить від протяжності статичних зв'язків між символами, що послідовно обираються (пам'яттю джерела), так і від степені нерівноймовірності окремих символів.

Завдання 1

Джерело повідомлень видає символи із ансамблю $A=\{a_i\}$, $(i=\overline{1,5})$ з імовірностями, представленими в таблиці 1, залежно від останньої цифри шифру.

Таблиця 1

Параметр	Остання цифра шифру									
	0.	1.	2.	3.	4.	5.	6.	7.	8.	9.
$P(a_1)$	0,2	0,3	0,25	0,15	0,1	0,2	0,45	0,15	0,2	0,05
$P(a_2)$	0,3	0,2	0,35	0,2	0,45	0,25	0,15	0,4	0,1	0,45
$P(a_3)$	0,25	0,15	0,1	0,3	0,25	0,35	0,2	0,1	0,45	0,25
$P(a_4)$	0,15	0,1	0,1	0,15	0,1	0,05	0,15	0,15	0,05	0,15
$P(a_5)$	0,1	0,15	0,2	0,2	0,1	0,15	0,05	0,2	0,3	0,1

Параметр	Остання цифра шифру									
	10.	11.	12.	13.	14.	15.	16.	17.	18.	19.
$P(a_1)$	0,2	0,35	0,25	0,15	0,1	0,24	0,55	0,12	0,12	0,05
$P(a_2)$	0,05	0,2	0,31	0,22	0,5	0,25	0,15	0,43	0,18	0,45
$P(a_3)$	0,25	0,27	0,14	0,28	0,25	0,31	0,1	0,1	0,45	0,21
$P(a_4)$	0,15	0,03	0,1	0,15	0,05	0,05	0,15	0,15	0,05	0,19
$P(a_5)$	0,35	0,15	0,2	0,2	0,1	0,15	0,05	0,2	0,3	0,1

Параметр	Остання цифра шифру									
	20.	21.	22.	23.	24.	25.	26.	27.	28.	29.
$P(a_1)$	0,2	0,33	0,25	0,16	0,1	0,2	0,25	0,15	0,22	0,05
$P(a_2)$	0,28	0,17	0,35	0,19	0,45	0,25	0,65	0,44	0,1	0,41
$P(a_3)$	0,27	0,15	0,1	0,3	0,21	0,35	0,02	0,1	0,43	0,25
$P(a_4)$	0,15	0,1	0,1	0,15	0,14	0,05	0,03	0,11	0,05	0,19
$P(a_5)$	0,1	0,15	0,2	0,2	0,1	0,15	0,05	0,2	0,3	0,1

Знайти кількість інформації, що міститься в кожному символі джерела при їх незалежному виборі (джерело без пам'яті). Обчислити ентропію та збитковість даного джерела.

Показати, що при рівних об'ємах алфавітів К, ентропія Н(А) має максимальне значення $H_{макс}(A)=\log_2 R$ при рівномірних символах.

Методичні вказівки щодо виконання завдання 1

Джерело повідомлень видає символи із ансамблю $A=\{a_i\}(i=\overline{1,5})$ з імовірностями: $P(a_i)=0{,}05$; $P(a_2)=0{,}45$; $P(a_3)=0{,}25$; $P(a_4)=0{,}15$; $P(a_5)=0{,}1$.

Знайти кількість інформації, що міститься в кожному символі джерела при їх незалежному виборі (джерело без пам'яті). Обчислити ентропію та збитковість даного джерела.

Показати, що при рівних об'ємах алфавітів К, ентропія Н(А) має максимальне значення $H_{макс}=(A)=\log_2 P(X)$ при рівноймовірних символах.

1. Кількість інформації знаходимо за формулою:

$$I(X)=\log_2\frac{1}{P(X)}=-\log_2 P(X).$$

Тоді для даних імовірностей кількість інформації буде дорівнювати:

$I(a_1) = \log_2 \dfrac{1}{0.05} = 4{,}3$;

$I(a_2) = \log_2 \dfrac{1}{0.45} = 1{,}6$;

$I(a_3) = \log_2 \dfrac{1}{0.25} = 2$;

$I(a_4) = \log_2 \dfrac{1}{0.15} = 2{,}7$;

$I(a_5) = \log_2 \dfrac{1}{0.1} = 3{,}32$.

2. Розрахуємо ентропію джерела повідомлень:

$H(X) = \sum_{I=1}^{5} P(x_i) I(x_i)$

$H(X) = 0.215 + 0.72 + 0.5 + 0.4 + 0.33 = 2.167$

H(X)=2 біта

3. Визначаємо збитковість даного джерела інформації.

$S_u = -\dfrac{H(A)}{\log_2 5} = 1 - \dfrac{2{,}167}{2{,}3} = 0.06.$

Контрольні запитання до заняття 1

1. У чому полягає відмінність у трактуванні поняття інформації різними вченими?
2. Що таке інформація, повідомлення, сигнал?
3. Пояснити суть поняття ентропія.
4. В яких одиницях вимірюється ентропія?
5. Сформулювати основні властивості ентропії складних повідомлень.
6. Навести основний недолік міри невизначеності, яку запропонував Хартлі.
7. Яка особливість визначення ентропії неперервного джерела інформації?

Практичне заняття 2

Тема заняття: Оптимальне кодування.
Мета заняття: Оволодіти методикою побудови оптимальних кодів.

Теоретичні дані

При передачі повідомлень, закодованих двійковим рівномірним кодом, зазвичай не враховують статистичну структуру переданих повідомлень, які, незалежно від імовірності їхньої появи, подають із себе кодові комбінації однакової довжини, тобто кількість двійкових символів, що формують одне повідомлення, строго постійна. Такі коди мають збитковість.

Найбільш ефективним способом зменшення збитковості повідомлення є побудова оптимальних кодів, які мають максимальну середню довжину кодових слів:

$$Lcp \geq H,$$

де $Lcp = \sum_{i=1}^{m} P_i l_i$;

H – ентропія джерела повідомлень.

При побудові оптимальних кодів найбільше розповсюдження отримали методики Шенона-Фано та Хафмена.

Методика Шенона-Фано

Для побудови коду Шенона-Фано використовується 5 основних кроків.

1. Розташувати повідомлення в порядку спадання ймовірностей.
2. Розділити повідомлення на дві групи з рівними сумарними ймовірностями. Якщо цього неможливо досягти, то їх ділять так, щоб у верхній підгрупі залишались символи, сумарна ймовірність яких менша сумарної ймовірності символів у нижній підгрупі.
3. Привласнити першій групі символ 0, а другій – символ 1.
4. Кожну з утворених підгруп розділити на дві частини так, щоб сумарні ймовірності з новоутворених підгруп були по можливості рівні.
5. Присвоїти першим групам кожної з підгруп 0, а другим – 1.

Ділення на групи проводиться до тих пір, поки в кожній з підгруп не залишиться по одній букві.

Кодові комбінації коду Шенона-Фано для кожного повідомлення отримують зчитуванням символів 0 і 1 відповідних груп та підгруп.

Методика Хафмена

Побудова коду Хафмена складається з двох етапів.

I. Згортка ймовірностей

1. Розташувати повідомлення в порядку спадання ймовірностей.
2. Два останніх повідомлення об’єднати в одне допоміжне, якому присвоїти сумарну ймовірність.
3. У додатковому стовпчику знову розташувати ймовірність у порядку спадання.
4. Дві останні ймовірності об’єднати в сумарну.

Процес продовжується до тих пір, поки не створиться одне повідомлення з імовірністю 1.0.

II. Побудова кодового дерева

Щоб побудувати кодову комбінацію, яка відповідає даному повідомленню, необхідно простежити шлях переходу повідомлення по рядках і стовпцях. Для наочності будують кодове дерево. З точки, що відповідає ймовірності 1, направляють дві гілки, причому гілкам з більшою ймовірністю присвоюється символ 1, а з меншою – 0. Таке послідовне гілкування продовжується до тих пір, доки гілки не дійдуть до ймовірності кожного повідомлення.

Завдання 2.1

Побудувати код Шенона-Фано для передачі восьми повідомлень з імовірностями, приведеними в таблиці 2. Визначити середню довжину кодових слів.

Варіанти завдань

Таблиця 2

Варіант	Імовірність							
	P_1	P_2	P_3	P_4	P_5	P_6	P_7	P_8
0	0,6	0,2	0,07	0,05	0,03	0,02	0,02	0,01
1	0,55	0,2	0,15	0,05	0,02	0,01	0,01	0,01
2	0,5	0,3	0,09	0,04	0,03	0,02	0,01	0,01
3	0,45	0,2	0,16	0,1	0,04	0,02	0,02	0,01
4	0,4	0,25	0,09	0,08	0,07	0,06	0,03	0,02
5	0,35	0,25	0,17	0,1	0,08	0,02	0,02	0,01
6	0,4	0,28	0,12	0,08	0,06	0,03	0,02	0,01
7	0,43	0,3	0,11	0,05	0,05	0,04	0,01	0,01
8	0,47	0,27	0,1	0,04	0,04	0,03	0,03	0,02
9	0,49	0,28	0,07	0,06	0,04	0,03	0,02	0,01
10	0,3	0.4	0,17	0,05	0,03	0,02	0,02	0,01
11	0,5	0,2	0,15	0,05	0,07	0,01	0,01	0,01
12	0,3	0.35	0,14	0,24	0,03	0,02	0,01	0,01
13	0,45	0,2	0,13	0,11	0,05	0,03	0,02	0,01
14	0,3	0,28	0,14	0,09	0,08	0,06	0,03	0,02
15	0,43	0,2	0,14	0,08	0,08	0,05	0,01	0,01

Методичні рекомендації до розв'зання завдання 2.1

Приклад

Для повідомлень з імовірностями:

P_1=0,55; P_2=0,2; P_3=0,15; P_4=0,05; P_5=0,02; P_6=0,01; P_7=0,01; P_8=0,01.

Побудувати код Шенона-Фано.

Розв'язок

Згідно з розглянутою методикою будуємо таблицю 3, в якій визнаємо відповідні коди повідомлень.

Таблиця 3

<table>
<tr><th>№ повідомлення</th><th>№ імовірності</th><th colspan="7">Ділення на групи</th><th>Кодові слова</th></tr>
<tr><td>1</td><td>0,55</td><td colspan="7">I</td><td>0</td></tr>
<tr><td>2</td><td>0,2</td><td rowspan="7">II</td><td colspan="6">I</td><td>10</td></tr>
<tr><td>3</td><td>0,15</td><td rowspan="6">II</td><td colspan="5">I</td><td>110</td></tr>
<tr><td>4</td><td>0,05</td><td rowspan="5">II</td><td colspan="4">I</td><td>1110</td></tr>
<tr><td>5</td><td>0,02</td><td rowspan="4">II</td><td colspan="3">I</td><td>11110</td></tr>
<tr><td>6</td><td>0,01</td><td rowspan="3">II</td><td colspan="2">I</td><td>111110</td></tr>
<tr><td>7</td><td>0,01</td><td rowspan="2">II</td><td>I</td><td>1111110</td></tr>
<tr><td>8</td><td>0,01</td><td>II</td><td>1111111</td></tr>
</table>

Завдання 2.2

Побудувати код Хафмена для передачі восьми повідомлень з імовірностями їхньої появи, приведеними у табл. 4. Визначити середню довжину кодових слів.

Варіанти завдань

Таблиця 4

№ варіанту	P_1	P_2	P_3	P_4	P_5	P_6	P_7	P_8
0.	0,3	0,2	0,05	0,05	0,1	0,1	0,1	0,1
1.	0,35	0,15	0,15	0,1	0,1	0,05	0,05	0,05
2.	0,4	0,1	0,2	0,17	0,08	0,01	0,02	0,02
3.	0,45	0,05	0,2	0,11	0,02	0,02	0,02	0,03
4.	0,5	0,1	0,05	0,15	0,06	0,04	0,02	0,08
5.	0,55	0,15	0,03	0,06	0,06	0,07	0,04	0,03
6.	0,6	0,21	0,09	0,04	0,03	0,01	0,01	0,01
7.	0,5	0,31	0,04	0,05	0,04	0,02	0,02	0,02
8.	0,6	0,2	0,07	0,05	0,03	0,02	0,02	0,01
9.	0,4	0,25	0,09	0,08	0,07	0,06	0,03	0,02

Методичні рекомендації до розв'зання завдання 2.2

Побудувати код Хафмена для передачі 8 повідомлень із такими імовірностями їхньої появи: P_1=0,4; P_2=0,25; P_3=0,09; P_4=0,08; P_5=0,07; P_6=0,06; P7=0,03; P_8=0,02.

<u>Розв'язок</u>

Будуємо таблицю 5 і проводимо згортку ймовірностей.

Таблиця згортки ймовірностей

Таблиця 5

№	№ ймовірності	Допоміжний стовпчик						
1	0,4	0,4	0,4	0,4	0,4	0,4	0,6	1
2	0,25	0,25	0,25	0,25	0,25	0,35	0,4	
3	0,09	0,09	0,11	0,15	0,2	0,25		
4	0,08	0,08	0,09	0,11	0,15			
5	0,07	0,07	0,08	0,09				
6	0,06	0,06	0,07					
7	0,03	0,05						
8	0,02							

Будуємо кодове дерево (рис. 1).

Згідно з кодовим деревом, проводимо кодування повідомлень.

Відповідь: коди повідомлень:

0,02 – 111100,

0,03 – 111101,

0,06 – 11111,

0,07 – 1100,

0,08 – 1101,

0,09 – 1110,

0,25 – 10,

0,4 – 0.

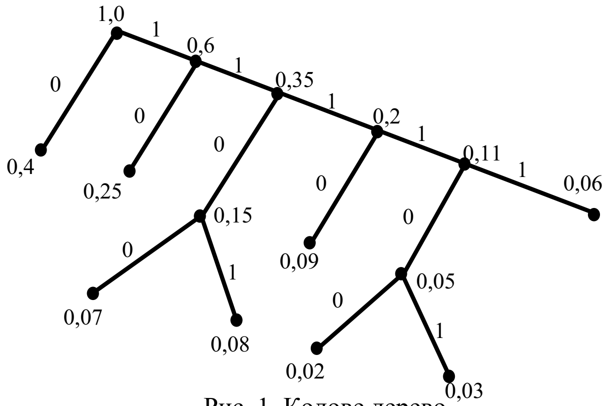


Рис. 1. Кодове дерево

Контрольні запитання до заняття 2

1. У чому полягає оптимальне кодування?
2. Як визначається максимальна середня довжина кодових слів?
3. Назвіть основні кроки для побудови коду Шенона-Фано.
4. Назвіть етапи методики Хафмена.
5. Назвіть етапи згортки ймовірностей.
6. Як будується кодове дерево за методикою Хафмена?

Заняття 3

Тема: Збиткові коди. Коди, що виявляють і виправляють помилки.

Мета заняття: Отримати навики визначення кількісних характеристик збиткових кодів, які виявляють і виправляють помилки, а також оволодіти методикою побудови простіших збиткових кодів та виявлення помилок при зберіганні та передачі інформації.

Теоретичні дані

Одним з основних методів контролю зберігання, передачі та обробки інформації є використання збиткових кодів, призначених для виявлення і виправлення помилок.

Найбільш широке використання на практиці знайшли двійкові коди, кожний розряд яких може приймати значення 1 або 0. Ці коди характеризуються показниками.

Кількість розрядів n в кодовій комбінації прийнято називати довжиною або збитковістю коду.

Кількість одиниць у кодовій комбінації називають вагою кодової комбінації і позначають ω.

Степінь різниці будь-яких двох кодових комбінацій даного коду називається відстанню між кодами λ, або кодовою відстанню. Вона виражається числом позицій або символів, у яких комбінації відрізняються одна від одної. Кодову відстань можна також визначити як вагу кодової комбінації, отриманої сумуванням за модулем 2 кодових комбінацій.

Помилки, внаслідок дії завад або відмов, проявляються в тому, що в одному або декількох розрядах кодової комбінації нулі переходять в одиниці і, навпаки, одиниці переходять у нулі. У результаті утворюється нова кодова комбінація, яка є хибною.

Для вказівки місць у n-розрядній кодовій комбінації, де є спотворення символів, використовується вектор помилки $\bar{l}$. Цей вектор подає з себе n-розрядну комбінацію, одиниці в якій вказують положення спотворених символів кодової комбінації.

Вага вектора помилки характеризує кратність помилки. Сума за модулем 2 спотвореної кодової комбінації і вектора помилки дає неспотворену комбінацію.

Важлива характеристика збиткового коду – кодова відстань d – указує кратність помилок, які можуть бути виявлені й виправлені даним кодом.

Для виявлення t-кратних помилок необхідно і достатньо, щоб:

$$d_{\min} \geq t+1, \tag{1}$$

для виправлення S-кратних помилок:

$$d_{\min} \geq 2S+1, \tag{2}$$

а для виявлення t-кратних помилок і виправлення S-кратних помилок:

$$d_{\min} \geq t+S+1. \tag{3}$$

Коректуючі властивості коду залежать від його збитковості, яка проявляється в тому, що для подання інформації використовуються не всі можливі кодові комбінації. Для виявлення і виправлення в n-розрядному коді повинно бути декотре число (наприклад K) контрольних розрядів, за допомогою яких формуються заборонені кодові комбінації. Виявлення помилок, у цьому випадку, зводиться до виявлення заборонених кодових комбінацій, а для виправлення – до визначення найбільш імовірної дозволеної кодової комбінації, з якої отримана дана заборонена комбінація.

Кількість збиткових позицій K називають абсолютною збитковістю коду, який виявляє або виправляє помилки.

Тоді відносна збитковість:

$$R = K/n \tag{4}$$

Якщо при аналізі кодової комбінації збиткового коду встановлена її приналежність до множини дозволених, то вважається, що помилки в ній відсутні. У протилежному випадку робиться висновок, що комбінація спотворена. Але це справедливо лише для таких помилок, коли виключена можливість переходу одних дозволених комбінацій в інші, тобто коли виконується співвідношення (1). Тут гарантується виявлення всіх помилок кратності (t) і менше.

Таке можливе, якщо точно відомий характер виникаючих помилок. Але для більшості практичних задач він відомий приблизно або зовсім невідомий. У цих випадках припускають, що можуть виникнути помилки будь-якої кратності від

1 до n і тоді будь-яка дозволена комбінація може перетворитись у будь-яку іншу дозволену комбінацію, тобто не всі спотворення можуть бути виявлені.

При цьому частка виявлених помилкових комбінацій (коефіцієнт виявлення) складає:

$$S_{вияв} = N_{заб} / N_{заг} = \frac{N_{заг} - N_{дозв}}{N_{заг}} = 1 - \frac{N_{дозв}}{N_{заг}}, \qquad (5)$$

де $N_{заг}$ – загальна кількість кодових комбінацій збиткового коду;

$N_{дозв}$ – кількість дозволених кодових комбінацій;

$N_{заб}$ – кількість заборонених кодових комбінацій.

Розглянемо коди, які використовуються найширше.

Код із перевіркою на парність (*d=2*), який дозволяє виявити будь-яку помилку непарної кратності. Такий код отримують шляхом додавання до слова одного контрольного розряду, в який записують 0 або 1 з тим, щоб число одиниць у отриманій комбінації було парним.

Ознакою спотворення кодової комбінації є непарність числа одиниць у комбінації.

Код з подвоєнням елементів. Характеризується введенням додаткових символів для кожного символу початкового коду, причому одиниця доповнюється нулем і перетворюється в 10, а нуль доповнюється одиницею і перетворюється в 01. Ознакою спотворення коду буде поява в «парних» елементах сполучень виду 00 або 11.

Код дозволяє виявити всі помилки, за винятком випадків, коли мають місце двократні помилки в «парних» елементах.

Інверсний код. В основу побудови цього коду покладено метод повторення початкової кодової комбінації. Причому в тих випадках, коли початкова комбінація містить непарну кількість одиниць, то повторення відбувається в інверсному вигляді.

Перевірка кодової комбінації інверсного коду проводиться таким чином. Спочатку підраховується кількість одиниць у основній комбінації. Якщо вона парна, то елементи додаткової комбінації приймаються в інверсному вигляді. Якщо ж вона непарна, то елементи додаткової комбінації приймаються у незалежному вигляді. Після цього основна й додаткова комбінації порівнюються поелементно (перший елемент з першим, другий з другим і т.д.) і при виявленні хоча б одного не співпадання прийнята комбінація інверсного коду вважається помилковою.

Така побудова коду дозволяє виявити всі помилки, які не призводять до одночасного спотворення парного числа елементів у однойменних позиціях основної і додаткової комбінації.

Рівноважні коди. Дані коди характеризуються тим, що всі дозволені кодові комбінації мають одну й ту саму вагу ω. Вони не отримуються з початкового коду за визначеним правилом, а ставляться у декотру відповідність початковим повідомленням.

Будуються ці коди як усі можливі сполучення з n символів по m одиниць. При цьому вага кожної кодової комбінації дорівнює m, а число таких комбінацій:

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

Для виявлення помилок у кодовій комбінації виявляється її вага ω. Якщо вона дорівнює m, то комбінація правильна, у протилежному випадку кодова комбінація є спотвореною.

Такий код виявляє всі помилки, за винятком тих, які не змінюють ваги кодової комбінації.

Такі коди належать до одномірних кодів. Але на практиці для контролю зберігання і передачі інформації часто використовують двомірні коди, які називають ітеративними або векторними кодами.

Методика побудови простого двомірного ітеративного коду полягає в наступному.

1. Задану сукупність інформаційних символів подають у вигляді таблиці, що містить n рядків і m стовпчиків.

2. До кожного рядка і до кожного стовпчика дописуються контрольні символи так, щоб рядки і стовпчики були словами деякого збиткового коду. При цьому рядки можуть бути елементами одного коду, а стовпчики – другого (рис. 2).

$$
\begin{array}{c|l}
\begin{matrix} a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1m} \\ a_{21} & a_{22} & \dots & a_{2m} \\ . & . & & . \\ . & . & & . \\ . & . & & . \\ a_{n1} & a_{n2} & \dots & a_{nm} \end{matrix} & \left.\begin{matrix} l_1 \\ l_2 \\ . \\ . \\ . \\ l_n \end{matrix}\right\} \text{контрольні символи рядків} \\ \hline
\underbrace{k_1 \quad k_2 \quad \dots \quad k_m}_{\text{контрольні символи стовпчиків}} &
\end{array}
$$

Рис. 2. Структура простого ітеративного коду

Ітеративні коди дозволяють не тільки виявляти, а й виправляють помилки. Невиконання контрольної умови для будь-якого рядка або будь-якого стовпчика говорить про наявність помилки.

Символ, що розташований на перетині «помилкового» рядка і «помилкового» стовпчика, є спотворенням і для виправлення помилки його необхідно проінвертувати.

Ітеративний код, який отримується за допомогою коду з перевіркою на парність, дозволяє виправити будь-яку одиничну помилку і сукупність діагонально розташованих помилок, а також винайти будь-яку непарну помилку та значну долю помилок парної кратності.

Завдання 3.1

Визначити відстань між кодовими комбінаціями, поданими в таблиці 6.
Варіанти кодових комбінацій

Таблиця 6

№ варіанта	Перша кодова комбінація	Друга кодова комбінація
1	11111000	10001101
2	10001000	10111001
3	00001111	10110000
4	01000000	11100000
5	00111001	00111110
6	00110010	11000011
7	01010010	10101010
8	11110100	10101010
9	01010101	10101110
10	01100111	10000110
11	01100010	10010010
12	10010010	11010011
13	00010100	11111111
14	10011101	11111111
15	00101110	11101011
16	10101000	11000011
17	11011000	00000110
18	01010111	00000110
19	11010101	00111010
20	11100100	00111010
21	01110010	00111110
22	10010010	01010111
23	00010101	01000011
24	11000101	01000011
25	01101110	01101111
26	11111010	01101111
27	01011000	10111010
28	10010101	10010010
29	00000111	10010110
30	10100101	10010110

Методичні вказівки до розв’язку завдання 3.1

Приклад

Визначити кодову відстань між комбінаціями.
11100101 та 10100110

Розв’язок

Для визначення кодової відстані необхідно просумувати за модулем 2 ці комбінації:

$$\begin{array}{r} 11100101 \\ \oplus \\ 10100110 \\ \hline 01000011 \end{array}$$

Отримана нова кодова комбінація характеризується вагою $w=3$. Відповідно, відстань між початковими кодовими комбінаціями $d=3$.

Завдання 3.2

Які здібності по виявленню і виправленню помилок має збитковий код з d_{mi}, варіанти якої подані в таблиці 7.

Варіанти даних до завдання 3.2

Таблиця 7

№ варіанта	d_{min}	№ варіанта	d_{min}	№ варіанта	d_{min}	№ варіанта	d_{min}
1	1	8	8	15	1	22	8
2	2	9	9	16	2	23	9
3	3	10	10	17	3	24	10
4	4	11	11	18	4	25	11
5	5	12	12	19	5	26	12
6	6	13	13	20	6	27	13
7	7	14	14	21	7	28	14

Методичні вказівки до розв’язку завдання 3.2

Які здібності по виявленню і виправленню помилок має збитковий код з $d_{min}=5$?

Розв’язок

При розв’язку задач такого типу необхідно розглядати співвідношення (1) – (3).

Згідно із співвідношенням (1) $t \le 4$, тобто код може виявляти помилки кратністю до 4.

Згідно із співвідношенням (2) випливає, що код дозволяє виправляти двократні помилки.

Аналіз (3) при $d_{min}=5$ показує, що існує можливість виявляти трикратні й виправляти однократні помилки.

Завдання 3.3

При передачі заданої кодової комбінації можуть виникнути двократні помилки. Визначити можливі варіанти спотворених комбінацій. Варіанти комбінацій подані в таблиці 8.

Варіанти кодових комбінацій до завдання 3.3

Таблиця 8

№ варіанта	Кодова комбінація	№ варіанта	Кодова комбінація	№ варіанта	Кодова комбінація	№ варіанта	Кодова комбінація
1	0000	6	0101	11	1010	16	1111
2	0001	7	0110	12	1011		
3	0010	8	0111	13	1100		
4	0011	9	1000	14	1101		
5	0100	10	1001	15	1110		

Методичні вказівки до розв’язку завдання 3.3

Приклад

При передачі кодової комбінації 1011 можуть виникнути двократні помилки. Визначити можливі варіанти спотворених комбінацій.

Розв’язок

Спотворені комбінації отримуються сумуванням за модулем 2 початкової комбінації та вектора помилки. Для двократних помилок можливі наступні варіанти вектора помилки:

0011, 0110, 1100, 0101, 1001, 1010.

При цьому будуть мати місце наступні варіанти спотворених комбінацій:

1000, 1101, 0111, 1110, 0010, 0001.

Завдання 3.4

Визначити здатність до виявлення та виправлення помилок для коду, який має дозволені комбінації, подані згідно з варіантами таблиці 9.

Варіанти кодів до завдання 3.4

Таблиця 9

№ варіанта						
	1	2	3	4	5	6
1	0000	0001	0010	0100	1000	1100
2	0001	0010	0100	1000	1001	1101
3	0010	0011	0101	1001	1010	1110
4	0011	0100	0110	1010	1011	1111
5	0100	0101	0111	1011	1100	0000
6	0101	0110	1000	1100	1101	0001
7	0110	0111	1001	1101	1110	0010
8	0111	1000	1010	1110	1111	0011
9	1000	1001	1011	1111	0000	0100
10	1001	1010	1100	0000	0001	0101
11	1010	1011	1101	0001	0010	0110
12	1011	1100	1110	0010	0011	0111
13	1100	1101	1111	0011	0100	1000
14	1101	1110	0000	0100	0101	1001
15	1110	1111	0001	0101	0110	1010
16	1111	0000	0010	0110	0111	1011
17	0000	0001	0011	0111	1000	1100
18	0001	0010	0100	1000	1001	1101

19	0010	0011	0101	1001	1010	1110
20	0011	0100	0110	1010	1011	1111
21	0100	0101	0111	1011	1100	0000
22	0101	0110	1000	1100	1101	0001
23	0110	0111	1001	1101	1110	0010
24	0111	1000	1010	1110	1111	0011
25	1000	1001	1011	1111	0000	0100
26	1001	1010	1100	0000	0001	0101
27	1010	1011	1101	0001	0010	0110
28	1011	1100	1110	0010	0011	0111
29	1100	1101	1111	0011	0100	1000
30	1101	1110	0000	0100	0101	1001

Методичні вказівки до розв'язку завдання 3.4

Приклад

Визначити здатність до виявлення та виправлення помилок для коду, що має такі дозволені комбінації:

1010, 1001, 0101, 1100, 0110, 0011

Розв'язок

Спочатку необхідно визначити мінімальну кодову відстань між комбінаціями. Для цього рекомендується скласти таблицю відстаней (табл.10).

Таблиця відстаней

Таблиця 10

	1010	1001	0101	1100	0110	0011
1010	0	2	4	2	2	2
1001		0	2	2	4	2
0101			0	2	2	2
1100				0	2	4
0110					0	2
0011						0

З таблиці видно, що $d_{\min}=2$. З урахуванням цього з (1) витікає, що код здатний виявляти тільки однократні помилки. Виправляти помилки він не здатний.

Завдання 3.5

Побудувати код з перевіркою на парність для кодових комбінацій поданих таблицею варіантів (табл. 11).

Таблиця варіантів кодових комбінацій

Таблиця 11

№ варіанта	Кодові комбінації	
	1	2
1	10101011	11100010
2	10101100	11100011
3	10101101	11100100
4	10101110	11100101
5	10101111	11100110
6	10110000	11100111

7	10110001	11101000
8	10110010	11101001
9	10110011	11101010
10	10110100	11101011
11	10110101	11101100
12	10110110	11101101
13	10110111	11101110
14	10111000	11101111
15	10111001	11110000
16	10111010	11110001
17	10111011	11110010
18	10111100	11110011
19	10111101	11110100
20	10111110	11110101
21	10111111	11110110
22	11000000	11110111
23	11000001	11111000
24	11000010	11111001
25	11000011	11111010
26	11000100	11111011
27	11000101	11111100
28	11000110	11111101
29	11000111	11111110
30	11001000	11111111
31	11001001	00000000
32	11001010	00000001
33	11001011	00000010
34	11001100	00000011
35	11001101	00000100

Методичні вказівки до виконання завдання 3.5

Приклад

Побудувати код із перевіркою на парність для кодових комбінацій **101001100**

Розв’язок

Код з перевіркою на парність містить один контрольний розряд, цифра якого визначається як сума за модулем 2 усіх цифр початкового коду.

Перша кодова комбінація містить парне число одиниць, тому код з перевіркою на парність буде мати вигляд **1010011000**

Контрольний розряд, що додається до другого коду, буде містити цифру 1 і, відповідно, отримаємо **1010101101**

Завдання 3.6

Побудувати код із подвоєнням для початкового коду, заданого згідно з таблицею варіантів (табл. 12).

Таблиця варіантів для завдання 3.6

Таблиця 12

№ варіанта	код	№ варіанта	код
1	000000	26	011000
2	000001	27	011001
3	000010	28	011010

4	000011	29	011011
5	000100	30	011100
6	000101	31	011101
7	000110	32	011110
8	000111	33	011111
9	001000	34	100000
10	001001	35	100001
11	001010	36	100010
12	001011	37	100011
13	001100	38	100100
14	001101	39	100101
15	001110	40	100110
16	001111	41	100111
17	010000	42	101000
18	010001	43	101001
19	010010	44	101010
20	010011	45	101011
21	010100	46	101100
22	010101	47	101101
23	010110	48	101110
24	010111	49	101111
25		50	110000

Методичні вказівки до розв’язку завдання 3.6

Приклад

Побудувати код із подвоєнням для початкового коду 101101

Розв’язок

Змінюючи кожну одиницю сполученням 10, а кожний нуль – 01, отримаємо 100110100110

Завдання 3.7

Визначити наявність помили в коді з подвоєнням. Варіанти кодів у табл. 13.

Таблиця варіантів

Таблиця 13

№ варіанта	код	№ варіанта	код	№ варіанта	код
1	1001110010	21	0101000110	41	0101011010
2	1001110011	22	0101000111	42	0101011011
3	1001110100	23	0101001000	43	0101011100
4	1001110101	24	0101001001	44	0101011101
5	1001110110	25	0101001010	45	0101011110
6	1001110111	26	0101001011	46	0101011111
7	1001111000	27	0101001100	47	0101100000
8	1001111001	28	0101001101	48	0101100001
9	1001111010	29	0101001110	49	0101100010
10	1001111011	30	0101001111	50	0101100011
11	1001111100	31	0101010000	51	0101100100
12	1001111101	32	0101010001	52	0101100101
13	1001111110	33	0101010010	53	0101100110
14	1001111111	34	0101010011	54	0101100111
15	101000000	35	0101010100	55	0101101000

16	0101000001	36	0101010101	56	0101101001
17	0101000010	37	0101010110	57	0101101010
18	0101000011	38	0101010111	58	0101101011
19	0101000100	39	0101011000	59	0101101100
20	0101000101	40	0101011001	60	0101101101

Методичні вказівки до роз в'язку завдання 3.7

<u>Приклад</u>

Визначити наявність помилки в коді з подвоєнням **1001001011**.

<u>Розв'язок</u>

Комбінацію необхідно розбити на групи по два розряди **10.01.00.10.11**.

У коді присутня група, яка містить два нулі та група, яка містить дві одиниці, що говорить про наявність помилки.

Завдання 3.8

Побудувати інверсний код для початкової кодової комбінації, заданої таблицею варіантів (табл. 14).

Таблиця варіантів початкових даних для завдання 3.8

Таблиця 14

№ варіанта	код	№ варіанта	код	№ варіанта	код
1	00000000	16	00001111	31	00011110
2	00000001	17	00010000	32	00011111
3	00000010	18	00010001	33	00100000
4	00000011	19	00010010	34	00100001
5	00000100	20	00010011	35	00100010
6	00000101	21	00010100	36	00100011
7	00000110	22	00010101	37	00100100
8	00000111	23	00010110	38	00100101
9	00001000	24	00010111	39	00100110
10	00001001	25	00011000	40	00100111
11	00001010	26	00011001	41	00101000
12	00001011	27	00011010	42	00101001
13	00001100	28	00011011	43	00101010
14	00001101	29	00011100	44	00101011
15	00001110	30	00011101	45	00101100

Методичні вказівки до роз в'язку завдання 3.8

<u>Приклад</u>

Побудувати інверсний код для початкової кодової комбінації **10101101**.

<u>Розв'язок</u>

Спочатку необхідно підрахувати кількість одиниць у кодовій комбінації. Оскільки вона не парна, то до даної комбінації дописується її інверсія **10101101.01010010**.

Завдання 3.9

Побудувати простий ітеративний код для кодових комбінацій, поданих таблицею 15 згідно з варіантами.

Початкові дані для завдання 3.9

Таблиця 15

№ варіанта	Кодові комбінації					№ варіанта	Кодові комбінації				
	1	2	3	4	5		1	2	3	4	5
1	0011	0000	0001	0010	0011	21	1001	0101	1010	0110	0000
2	0100	0001	0010	0011	0100	22	1010	0110	1011	0111	0101
3	0101	0010	0011	0100	0101	23	1011	0111	1100	1000	0110
4	0110	0011	0100	0101	0110	24	1100	1000	1101	1001	0101
5	0111	0100	0101	0101	0111	25	1101	1001	1110	1010	1110
6	1000	0101	0110	0110	1000	26	1110	1010	1111	1011	1111
7	1001	0110	0111	0111	1001	27	1111	1011	0000	1100	1100
8	1010	0111	1000	1000	1010	28	0000	1100	0001	1101	0111
9	1011	1000	1001	1001	1011	29	0001	1101	0010	1110	1010
10	1100	1001	1010	1010	1100	30	0010	1110	0011	1111	1100
11	1101	1010	1011	1011	1101	31	0011	1111	0100	0000	0011
12	1110	1011	1100	1100	1110	32	0100	0000	0101	0001	0111
13	1111	1100	1101	1101	1111	33	0101	0001	0110	0010	1001
14	0000	1101	1110	1110	0000	34	0110	0010	0111	0011	0001
15	0001	1110	1111	1111	0001	35	0111	0011	1000	0100	1001
16	0010	1111	0000	0000	0010	36	1000	0100	1001	0101	0110
17	0011	0000	0001	0001	0011	37	1001	0101	1010	0110	1100
18	0100	0001	0010	0010	0100	38	1010	0110	1011	0111	1001
19	0101	0010	0011	0011	0101	39	1011	0111	1100	1000	1110
20	0110	0011	0100	0100	0110	40	1100	1000	1101	1001	0111

Методичні вказівки до роз в’язку завдання 3.9

<u>Приклад</u>

Побудувати простий ітеративний код для кодових комбінацій **0001, 0101, 1010, 1110, 1011** використовуючи перевірку на парність.

<u>Розв’язок</u>

Для побудови двомірного ітеративного коду необхідно спочатку початкові коди розташувати по рядках матриці, а потім утворити коди з перевіркою на парність по рядках і стовпчиках:

$$\begin{array}{r|l} 0001 & 1 \\ 0101 & 0 \\ 1010 & 0 \\ 1110 & 1 \\ 1011 & 1 \\ \hline 1011 & 1 \end{array}$$

Завдання 3.10

Визначити наявність помилок в ітеративному коді з контролем на парність. Варіанти кодів подані у таблиці 16.

Таблиця варіантів для завдання 3.10

Таблиця 16

№ варіанта	Ітеративний код		№ варіанта	Ітеративний код	
1	0010	1	7	1001	1
	0101	0		1011	1
	0110	0		1100	0
	1110	0		0100	1
	1101	1		0010	1
2	0011	0	8	1010	0
	0110	1		1100	1
	0111	1		1101	1
	1111	0		0101	0
	1001	0		1010	0
3	0100	1	9	1011	1
	0111	1		1101	1
	1000	0		1110	0
	0000	0		0110	0
	1010	0		1111	0
4	0101	0	10	1100	0
	1000	1		1110	1
	1001	1		1111	1
	0001	1		0111	1
	0111	1		0010	1
5	0111	1	11	1101	1
	1001	0		1111	0
	1010	0		0000	1
	0010	0		1000	1
	0100	1		1110	1
6	1000	1	12	1110	1
	1010	0		0000	1
	1011	0		0001	1
	0011	0		1001	0
	1011	1		0111	1
13	1000	1	20	1111	0
	1010	0		0000	0
	0001	1		1000	0
	1110	0		0101	0
	0101	0		0000	0
14	1001	0	21	0000	1
	1010	0		0001	1
	0010	0		1001	0
	1111	0		0110	0
	1100	0		0110	0

15	1010 1011 0011 0000	0 1 1 0	22	0001 0010 1010 0111	1 1 1 1
	0000	0		0110	0
16	1011 1100 0100 0001	1 0 0 1	23	0010 0011 1011 1000	1 0 1 0
	0000	0		0110	0
17	1100 1101 0101 0010	0 1 1 1	24	0011 0100 1100 1001	0 1 0 1
	0010	1		0000	0
18	1101 1110 0110 0011	1 1 0 1	25	0100 0101 1101 1010	1 0 0 0
	0100	1		0010	1
19	1110 1111 0111 0100	1 0 0 1	26	0101 0110 1110 1011	0 1 1 1
	0000	0		0010	1

Методичні вказівки до розв'язку завдання 3.10.

Приклад

Визначити наявність помилки в ітеративному коді з контролем на парність.

0 0 0 0	0
0 0 1 0	1
0 1 0 1	0
1 0 1 0	1
1 1 1 1	0

При наявності помилок виправити їх.

Розв'язок

Для виявлення помилок необхідно перевірити виконання контрольних співвідношень для рядків і стовпчиків.

За результатами перевірки на парність рядків і стовпчиків отримаємо:

	1 2 3 4	5	
1	0 0 0 0	0	0
2	0 0 1 0	1	0
3	0 1 0 1	0	0
4	1 0 1 0	1	1
5	1 1 1 1	0	0
	0 0 1 0	0	

Код містить помилку, оскільки не виконуються контрольні співвідношення для 4-го рядка та 3-го стовпчика.

Для виправлення помилки достатньо проінвертувати символ, що стоїть на перетині 4-го рядка і 3-го стовпчика.

Контрольні запитання до заняття 3

1. Для чого використовуються збиткові коди?
2. Що таке вага кодової комбінації?
3. Що таке кодова відстань?
4. Назвіть характеристики збиткових кодів.
5. Що розуміють під кратністю помилки?
6. Що таке абсолютна та відносна збитковість?
7. Який зв’язок виявляючої і виправляючої здатності збиткового коду з кодовою відстанню?
8. Дайте визначення коду з подвоєнням елементів.
9. Який код називають рівноваговим?

Заняття 4

Тема заняття: Код Хемінга.

Мета заняття: Оволодіти методикою побудови кодів Хемінга і способів виявлення та виправлення помилок при декодуванні.

Теоретичні дані

До числа важливих коректуючих кодів належать коди Хемінга. Відомо декілька різновидів кодів Хемінга, які характеризуються різною коректуючою здатністю, в основу побудови яких покладений один і той самий метод.

Методика побудови коду Хемінга з *d=3*

Код Хемінга містить m інформаційних і $k = n - m$ контрольних символів. Збиткова частина коду будується таким чином, щоб при декодуванні можна було встановити не тільки факт наявності помилок у прийнятій комбінації, а й указати номер позиції, в якій відбулася помилка. Це досягається за рахунок багатократної перевірки прийнятої комбінації на парність. Кількість перевірок дорівнює кількості контрольних символів. За результатами усіх перевірок отримується k-розрядне двійкове число, яке вказує на номер спотвореного символу. Для виправлення помилки достатньо лише змінити значення цього символа на зворотнє.

Необхідну кількість контрольних символів k (або значність коду n) визначають із співвідношення:

$$2^m \le \frac{2^n}{1+n} \qquad (6)$$

Значення контрольних символів і номера їхньої позиції за методикою Хемінга встановлюють одночасно з вибором контрольних груп кодової комбінації, виходячи з наступного: у результаті першої перевірки отримується цифра молодшого розряду контрольного числа, що вказує на номер спотвореного символу. Якщо результат першої перевірки дасть 1, то, як видно з табл. 17, спотворення повинно бути в одній з непарних позицій кодової комбінації.

Таблиця кодування двійкових символів

Таблиця 17

№ п/п	Символи розрядів контрольного числа			
	4	3	2	1
0	0	0	0	0
1	0	0	0	1
2	0	0	1	0
3	0	0	1	1
4	0	1	0	0
5	0	1	0	1
6	0	1	1	0
7	0	1	1	1
8	1	0	0	0
9	1	0	0	1
10	1	0	1	0
11	1	0	1	1
12	1	1	0	0
13	1	1	0	1
14	1	1	1	0
15	1	1	1	1

Відповідно, першою перевіркою повинні бути охоплені символи із непарними номерами: 1, 3, 5, 7 і т. д. Якщо результат другої перевірки дасть 1, то отримаємо 1 у другому розряді контрольного числа. Таким чином, другою перевіркою повинні бути охоплені символи з номерами, що містять у двійковому записі 1 у другому розряді: 2, 3, 6, 7, 10.

Аналогічно при третій перевірці необхідно перевірити символи, номери яких у двійковому записі містять одиниці у третьому розряді: 4, 5, 6, 7, 12 і т. д.

Якщо символи кодової комбінації, що перевіряється, позначити через X_i , то перевірочні операції S_i можна виразити так:

$$\left.\begin{aligned} S_1 &= X_1 \oplus X_3 \oplus X_5 \oplus X_7 \oplus X_9 \oplus X_{11} \oplus \ldots \\ S_2 &= X_2 \oplus X_3 \oplus X_6 \oplus X_7 \oplus X_{10} \oplus X_{11} \oplus \ldots \\ S_3 &= X_4 \oplus X_5 \oplus X_6 \oplus X_7 \oplus X_{12} \oplus \ldots \\ S_4 &= X_8 \oplus X_9 \oplus X_{10} \oplus X_{11} \oplus X_{12} \oplus \ldots \end{aligned}\right\} \tag{7}$$

Для дозволених кодових комбінацій

$$S_1 = S_2 = S_3 = S_4 = \ldots = S_K \tag{8}$$

K контрольних символів можна визначити, розв'язавши систему (7) при указаній умові. Вільний вибір позицій контрольних символів призводить до розв'язку декількох рівнянь для визначення одного контрольного символу. Наприклад, якщо контрольний символ буде на сьомій позиції, то для його визначення необхідно розв'язати систему трьох рівнянь із (7). Аналіз системи (7) показує, що тільки ті символи, номери позицій яких рівні 2^i (i=0, 1, 2, 3, …), входять кожний в одне рівняння. Виходячи з цього, контрольні символи розташовують на даних позиціях.

При цьому код Хемінга (d=3) має таку структуру:

Позиція	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7	x_8	x_9	x_{10}	x_{11}	x_{12}	. . .
Символи	k_1	k_2	a_1	k_3	a_2	a_3	a_4	k_7	a_5	a_6	a_7	a_8	

де k_i – контрольні символи;

a_i – інформаційні символи.

З урахуванням цього, виходячи з (7) та (8), маємо такі формули для обчислення контрольних символів:

$$\left.\begin{aligned} K_1 &= a_1 \oplus a_2 \oplus a_4 \oplus a_5 \oplus a_7 \oplus ... \\ K_2 &= a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_6 \oplus a_7 \oplus ... \\ K_3 &= a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_8 \oplus ... \\ K_4 &= a_5 \oplus a_6 \oplus a_7 \oplus a_8 \oplus ... \end{aligned}\right\} \qquad (9)$$

Методика побудови коду Хемінга з *d=4*

Двійковий код Хемінга з кодовою відстанню *d=4* отримується шляхом додавання до коду Хемінга з *d=3* одного перевірочного розряду – результату сумування за модулем 2 усіх розрядів кодового слова.

Операція кодування може виконуватися в два етапи. На першому етапі визначається кодова комбінація з використанням співвідношень (9), на другому додається один перевірочний розряд, в якому записується результат сумування за модулем 2 усіх розрядів кодового слова, отриманого на першому етапі.

Операція декодування також складається з двох етапів. На першому перевіряються основні контрольні співвідношення (для *d=3*), на другому – додаткове контрольне співвідношення.

Результати виконання цих операцій та відповідні висновки, подані в табл. 18.

Результати виконання операцій при аналізі коду Хемінга

Таблиця 18

Основні контрольні співвідношення	Додаткові контрольні співвідношення	Висновки
не виконується	виконуються	відбулася подвійна помилка
не виконується	не виконуються	відбулася одиночна помилка
виконується	виконуються	помилок немає
виконується	не виконуються	відбулася потрійна або більш високої кратності, але непарна помилка

Кодування кодом Хемінга (7,4) можна відобразити структурною схемою, поданою на рис. 3.

У регістрі 1 зберігаються інформаційні розряди, з яких за допомогою суматорів за модулем 2 формується код Хемінга в регістрі 2.

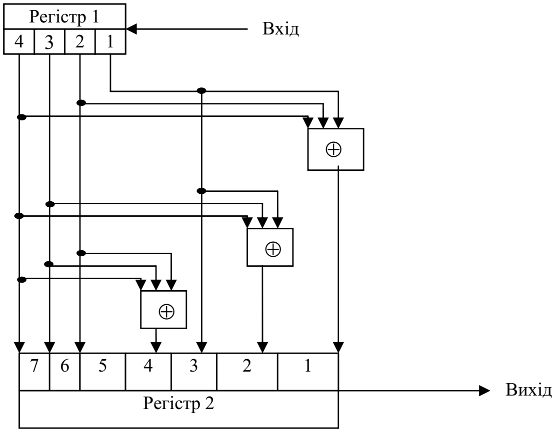


Рис. 3. Структурна схема кодування кодом Хемінга (7.4)

Завдання 4

1) Визначити розрядність коду Хемінга (*d=3* і *d=4*) для заданої кількості інформаційних розрядів (табл. 19).

2) Побудувати код Хемінга (*d=3* і *d=4*) для заданої кодової комбінації.

3) Показати процес винайдення і виправлення одиничної похибки, що виникла в заданому розряді коду Хемінга (*d=3*).

4) Показати процес винайдення одиничної, подвійної і потрійної помилок, які виникли у заданих розрядах коду Хемінга (d=4).

Таблиця варіантів для завдання 4

Таблиця 19

№ варіанта	Задачі					
	1	2	3	4	4	4
0	6	00010001	4	7	1,3	2,4,8
1	7	10011101	3	6	1,2	3,5,7
2	10	010011	2	5	3,4	1,2,6
3	11	110101011	1	4	5,6	1,3,8
4	14	000110011	2	3	6,7	2,4,5
5	15	0111001	3	2	3,6	4,5,8
6	26	11100010	4	1	2,5	3,4,6
7	37	11001	5	2	4,7	3,5,8
8	30	01010100	6	3	1,6	4,7,8
9	20	10111	7	4	1,5	3,6,7
10	17	001001	6	4	1,2	1,2,3
11	18	110110	4	3	1,4	1,2,4
12	19	11000	5	2	2,5	1,3,5
13	21	11001100	3	5	3,4	1,3,4
14	16	00110011	2	6	1,7	2,3,4
15	9	10101010	1	7	2,8	1,4,7
16	8	11110000	5	8	3,5	1,3,6

Методичні вказівки до виконання завдання 4

Приклад

1) Скільки контрольних символів буде містити код Хемінга (d=3) для восьми розрядного вихідного коду?

Розв'язок

Кількість контрольних символів *К* можна визначити двома шляхами.

Перший полягає у розв'язку співвідношення (6) шляхом підбору *n*, а потім у обчисленні *К* за формулою:

$$K = n - m$$

Для $m=8$ співвідношення

$$2^8 \le \frac{2^n}{1+n}$$

Виконується при $n=12$. Звідси $K=4$.

Другий шлях витікає із структури коду Хемінга ($d=3$). Розписавши структуру для 8 інформаційних символів, отримаємо 4 контрольних символи K_1, K_2, K_3, K_4.

2) Побудувати код Хемінга ($d=3$) для кодової комбінації **1011**.

Розв'язок

При числі інформаційних символів $m=4$ і відповідності з (6) розрядність коду Хемінга повинна бути $n=7$.

Для цього випадку маємо наступну структуру

K_1, K_2, a_1, K_3, a_2, a_3, a_4.

Визначаємо K_1, K_2 і K_3 виходячи з (9):

$K_1 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_4 = 1 \oplus 0 \oplus 1 = 0;$

$K_2 = a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 = 1 \oplus 1 \oplus 1 = 1;$

$K_3 = a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 = 0 \oplus 1 \oplus 1 = 0.$

Будуємо код Хемінга **0110011**.

3.1 Перевірити правильність прийому кодової комбінації **0110001** при умові, що був переданий код Хемінга ($d = 4$).

Розв'язок

Використовуючи (7) проводимо перевірку й отримуємо:

$S_1 = 0 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 = 0;$

$s_2 = 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 = 1;$

$S_3 = 0 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 1 = 1.$

За результатами перевірок отримано контрольне двійкове число **110**, яке указує на спотворення 6-го символу. Проінвертувавши цей символ, отримаємо код **0110011**, який був переданий.

3.2 Побудувати код Хемінга ($d=4$),використовуючи результат пункту 3.1.

Розв'язок

З початкової кодової комбінації **1011** отримуємо код Хемінга ($d=3$) **0110011**. Додаємо до нього один контрольний розряд, цифра якого дорівнює сумі за модулем 2 усіх цифр цього коду, отримаємо код Хемінга ($d=4$) **01100110**.

4) Визначити наявність помилки у кодовій комбінації **1110011**, якщо був переданий код Хемінга (*d=4*).

Розв’язок

Перевірка основних контрольних співвідношень дає наступний результат:

$S_1 = 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 = 1;$

$S_2 = 1 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 1 = 0;$

$S_3 = 0 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 1 = 0.$

Тобто основні співвідношення не виконуються. Перевірка на парність усього коду виконується. Виходячи з даних табл. 18 бачимо, що відбулася подвійна помилка.

Контрольні запитання до заняття 4

1. Як визначається необхідна кількість символів у коді Хемінга?
2. На яких позиціях розміщують контрольні символи? Чому на таких позиціях?
3. Як організовуються контрольні перевірки для коду Хемінга (*d=3*)?
4. Як виявляються і виправляються помилки?
5. Помилки якої кратності виявляють і виправляють коди Хемінга (*d=3* і *d=4*)?
6. Як виявляється кратність помилки, що виникла в коді Хемінга (*d=4*)?

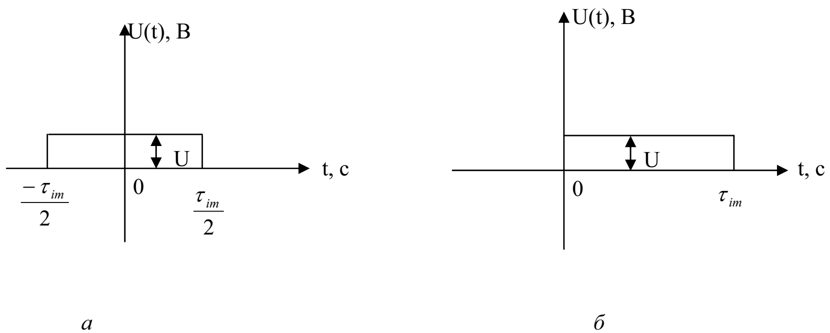
Заняття 5

Тема заняття. Спектральний склад обмеженої послідовності прямокутних імпульсів.

Теоретичні дані

Амплітудно-частотна характеристика спектральної густини одиничного прямокутного імпульсу (рис. 4) визначається за виразом:

$$S(w) = \frac{2u}{w} \sin \frac{w\tau_{im}}{2} = u\tau_{im} \sin c(\frac{w\tau_{im}}{2})$$



а *б*

Рис. 4. Форми відеоімпульсів із різними початками відліку часу

Фазочастотна характеристика визначається як $Q(w) = -\pi n$, $(n = 0,1,2,...)$ для рис. 4, *а*.

Ефективна ширина спектра імпульсу

$$\Delta f = \frac{2}{\tau}; \qquad w = 2\pi f \ .$$

При розрахунку спектральної густини пачок відеоімпульсів, спектральну густину першого імпульсу в пачці позначають $S_1(w)$, тоді для другого імпульсу, зсунутого відносно першого на період T (в сторону спізнення):

$$S_2(w) = S_1(w)e^{-iwt},$$

для третього:

$$S_3(w) = S_1(w)e^{-i2wT}.$$

Для групи з N імпульсів спектральна густина:

$$S_N(w) = S_1(w)\left[1 + e^{-iwT} + e^{-2iwT} + ... + e^{-i(N-1)wT}\right].$$

На частотах, що відповідають $w = k\frac{2\pi}{T}$, де k – ціле число,

$$S_N(w) = S_N(k\frac{2\pi}{T}) = NS_1(k\frac{2\pi}{T}),$$

Тобто модуль пачки у N разів більше модуля спектра одиночного імпульсу. Це пояснюється тим, що спектральні складові різних імпульсів із частотами $k\frac{2\pi}{T}$ складаються із фазовими зсувами, кратними 2π (тобто синфазно).

При частотах: $w = \frac{1}{N}\cdot\frac{2\pi}{T}$ сума векторів обертається в нуль, і сумарна спектральна густина дорівнює нулю. При проміжних значеннях частот модуль *S(w)* визначається як геометрична сума спектральних густин окремих імпульсів.

Завдання 5

1. Розрахувати та побудувати амплітудно-частотну (АЧХ) і фазочастотну (ФЧХ) характеристики спектральної густини для одиночного прямокутного відеоімпульсу та відліками часу з формами, поданими на рис. 4 згідно з варіантом, заданим викладачем. Варіанти значень амплітуд і тривалостей імпульсів подані в табл. 20. Визначити ефективну ширину спектра.
2. Розрахувати і побудувати спектральні густини (модуль) пачок відеоімпульсів, взявши за одиницю масштабу по осі *У* спектральну густину одиничного імпульсу. Початкові дані вибирають із табл. 20.

Початкові дані до завдання 5

Таблиця 20

№ варіанта	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
U, В	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1
τ_i, *мкС*	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5	0,6	0,7	0,8	0,9	1
N імп.	5	8	4	6	3	5	10	6	3	8
Q (шпаруватість)	3	5	4	8	3	6	5	8	4	10

Методичні вказівки до виконання завдання 5

Приклад

Дано $\tau_{im} = 1мкс$, $U = 1, B$. Відлік часу починається згідно з рис. 5, а.

Тоді $U(f)=\frac{1}{\pi f}\left|\sin \pi f \cdot 10^{-3}\right|$.

АЧХ даного відеоімпульсу подана на рис. 5, а.

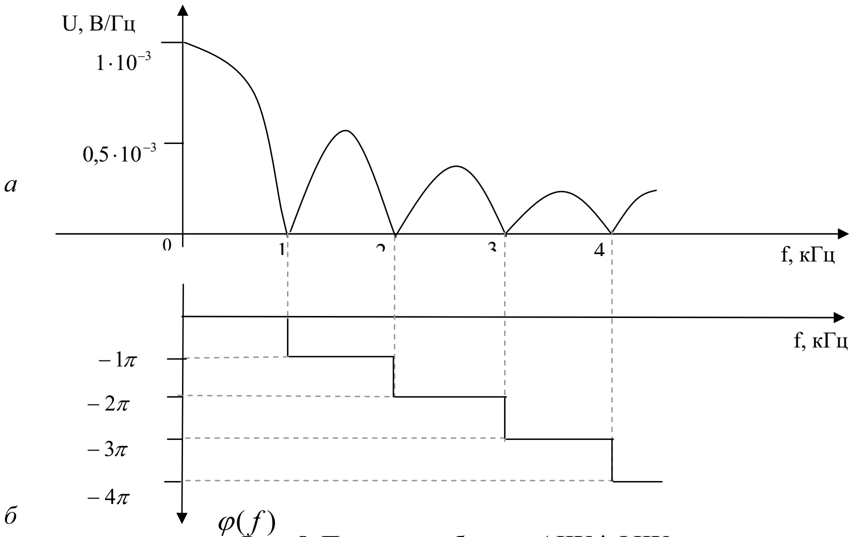


Рис. 5. Приклад побудови АЧХ і ФЧХ

На рис. 6 і 7 показана спектральна густина для двох пачок відеоімпульсів із трьох (рис. 6) і чотирьох (рис. 7) імпульсів у пачці із шпаруватістю в обох випадках *Q=3* (при $-\infty \le w \le +\infty$).

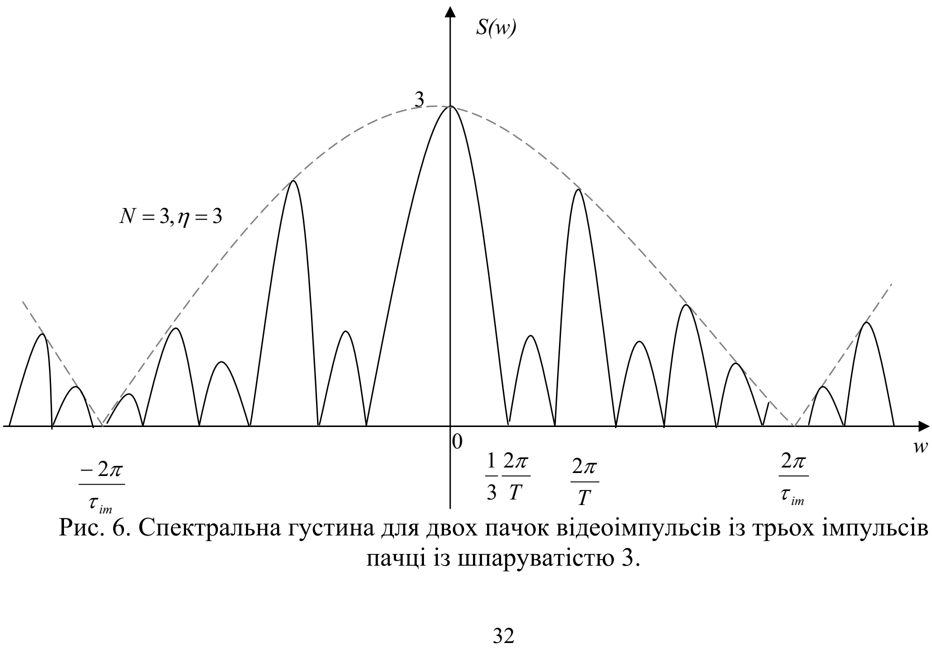


Рис. 6. Спектральна густина для двох пачок відеоімпульсів із трьох імпульсів у пачці із шпаруватістю 3.

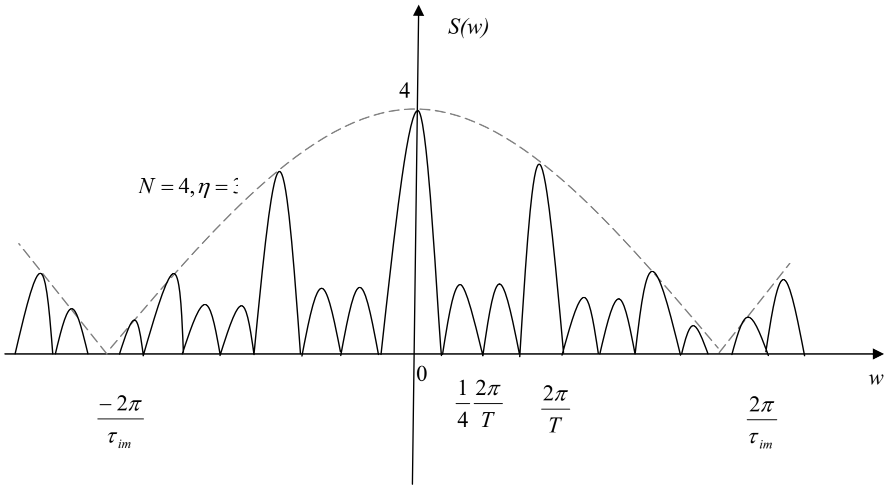


Рис. 7. Спектральна густина для двох пачок відеоімпульсів із чотирьох імпульсів у пачці зі шпаруватістю 3.

Контрольні запитання до заняття 5

1. Як визначається амплітудно-частотна характеристика спектральної густини одиночного прямокутного імпульсу?
2. Як визначається фазочастотна характеристика спектральної густини одиночного прямокутного імпульсу?
3. Як визначається ефективна ширина спектра імпульсу?
4. Як визначається спектральна густина пачок відеоімпульсів?
5. Що таке шпаруватість?

Заняття 6

Тема заняття: Узгодження фізичних характеристик сигналу та каналу.

Теоретичні дані

Канал передачі інформації характеризується фізичними параметрами, від яких залежить можливість передачі ним тих чи інших сигналів. Незалежно від призначення каналу, його можна охарактеризувати такими параметрами:

– ΔF_k – смуга пропускання;

– ΔT_k – час використання каналу;

– ΔD_k – динамічний діапазон каналу, що характеризує спроможність передавати різні рівні сигналу.

Величина V_k називається ємністю каналу. Вона є узагальненою фізичною характеристикою каналу і знаходиться як добуток його основних параметрів:

$$V_k = \Delta F_k \cdot \Delta T_k \cdot D_k \qquad (10)$$

Аналогічно сигнал має узагальнену фізичну характеристику, що називається об’ємом сигналу:

$$V_c = \Delta F_c \cdot \Delta T_c \cdot D_c \qquad (11)$$

де ΔF_c – ширина частотного спектра сигналу,

ΔT_c – час передавання сигналу.

Динамічний діапазон сигналу є енергетичною характеристикою сигналу. При оцінюванні інформаційних параметрів зручно виражати D_c через двійковий логарифм:

$$D_c = \log_2 \frac{P_c}{P_ш}.$$

У геометричному представленні об'єм сигналу та ємність каналу має вид паралелепіпеда з відповідними ребрами ΔF, ΔT, D. Необхідною умовою узгодження сигналу з каналом є:

$$V_c \le V_k \qquad (12)$$

Геометрично неспотворене передавання сигналів можливе за умови, що сигнал за своїм об'ємом «вміщується» в ємності каналу. Достатньою умовою узгодження сигналу з каналом є узгодження за всіма параметрами (рис. 8):

$$\begin{array}{l} F_c \le F_k \\ T_c \le T_k \\ D_c \le D_k \end{array} \qquad (13)$$

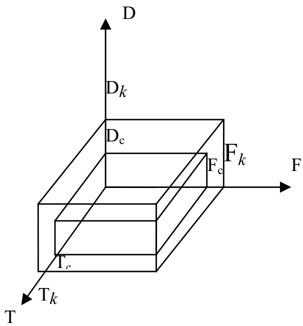


Рис. 8. Узгодження параметрів каналу та сигналу

Завдання 6.1

Амплітудно-модульований сигнал $U_{ам}(t)=U_m\ (1+M\sin\Omega t)\cos\omega_0 t$ необхідно передати по каналу з об'ємом V_k. Знайти допустимий коефіцієнт глибини модуляції M, якщо полоса частот сигналу дорівнює F_c, а його тривалість T_c. Початкові дані подані в табл. 21.

Варіанти даних до завдання 6.1

Таблиця 21

№ варіанта	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
V_k	$4*10^4$	$3*10^4$	10^4	$9*10^4$	$8*10^4$	10^4	$5*10^4$	$4*10^4$	$3*10^4$	10^4
F_c, Гц	400	400	900	500	700	800	100	900	400	600
T_c, сек	6	3	7	8	9	5	4	9	5	8

Методичні вказівки до виконання завдання 6.1

Для розв'язку завдання необхідно використовувати формулу для розрахунку об'єму каналу (10).

Динамічний діапазон сигналу – це відношення найбільшої миттєвої потужності сигналу до тієї найменшої потужності, яку необхідно відрізняти від нуля при заданій якості передачі:

$$D_c = \frac{P\max}{P\min}.$$

При амплітудній модуляції:

$$P_{max}=[U_m(1+m)]^2;$$

$$P_{min}=[U_m(1-m)]^2.$$

Знаючи D_c можемо визначити коефіцієнт глибини модуляції *M.*

Завдання 6.2

Канал характеризується такими параметрами:

– ΔF_k – смуга пропускання;

– ΔT_k – час використання каналу;

– D_k – динамічний діапазон каналу, що характеризує спроможність передавати різні рівні сигналу.

Характеристики сигналу:

– ΔF_c – ширина частотного спектру сигналу;

– ΔT_c – час передавання сигналу;

– D_c – динамічний діапазон сигналу.

Початкові дані подані в табл. 22.

Початкові дані до завдання 6.2

Таблиця 22

Варіанти	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
ΔF_k, кГц	X	20	5	15	x	1	2	3	x	6	7
ΔT_k, С	10	X	20	x	1	x	7	x	3	x	9
D_k	1	2	x	4	5	6	x	8	9	10	x
ΔF_c, кГц	2	4	X	8	10	4	X	X	X	7	9
ΔT_c, С	X	8	10	X	3	x	7	9	11	X	X
D_c	3	X	7	1	x	4	6	8	9	10	11

Варіанти	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
ΔF_k, кГц	x	9	11	x	21	13	x	14	23	x
ΔT_k, С	11	x	12	22	x	23	14	x	15	25
D_k	12	13	x	15	16	x	18	19	x	21
ΔF_c, кГц	11	6	8	10	x	x	x	18	13	15
ΔT_c, С	x	4	12	14	16	18	20	x	x	x
D_c	13	x	x	x	16	17	19	21	18	20

Визначити, при яких значеннях невідомих величин таблиці (позначені X) сигнал узгоджується з каналом.

Методичні вказівки до виконання завдання 6.2

Для розв'язку даного завдання необхідно враховувати необхідні (12) та достатні (13) умови узгодження каналу та сигналу.

Контрольні запитання до заняття 6

1. Чим характеризується канал зв'язку?
2. Що таке ємність каналу?
3. Що таке узагальнена характеристика сигналу?
4. Що таке динамічний діапазон сигналу?
5. Назвіть необхідну умову узгодження сигналу з каналом.
6. Яка умова є достатньою для узгодження каналу з сигналом?

Заняття 7

Тема заняття: Розрахунок використовування лінії зв'язку.

Теоретичні дані

Дискретний канал зв'язку містить у середині себе лінію зв'язку, наприклад фізичну пару дротів, по якій передаються модульовані сигнали. Пропускна спроможність лінії зв'язку завжди більша, ніж пропускна спроможність дискретного каналу. Тому вводять поняття коефіцієнта використовування лінії зв'язку, який розраховується за формулою:

$$K_{вик} = \frac{C_{ДСК}}{C_{БК}} \cdot 100\%, \tag{14}$$

де $C_{БК}$ – пропускна спроможність безперервного каналу (лінії зв'язку).

Пропускну спроможність безперервного каналу обчислюють за формулою Шенона:

$$C_{БК} = \Delta F_k \cdot log_2(1+\frac{P_c}{P_П}),\ [біт] \tag{15}$$

де ΔF_k – ширина безперервного каналу зв'язку; P_c – потужність сигналу на виході каналу; $P_П$ – потужність перешкоди. На практиці смуга пропускання каналу зв'язку вибирається з умови

$$F_c \le F_k,$$

де ΔF_c – практична ширина спектру модульованого сигналу, яка пов'язана з практичною шириною спектру ΔF модулюючого сигналу наступними наближеними співвідношеннями:

$$\Delta F_c \approx 2 \cdot \Delta F \text{ – для АМ,} \tag{16}$$

$$\Delta F_c \approx 2 \cdot \Delta F + 2 \cdot F_{ДЕВ} \text{ – для ЧМ,} \tag{17}$$

$$\Delta F_c \approx 2 \cdot \Delta F \cdot (1+2 \cdot M_{ФМ}) \text{ – для ФМ і ВФМ,} \tag{18}$$

де $F_{ДЕВ}$ – девіація частоти, рівна максимальному відхиленню частоти ЧМ сигналу від несучої частоти; $M_{ФМ}$ – індекс фазової модуляції, рівний зрушенню фази на π радіан.

Завдання 7

Розрахувати коефіцієнт використовування лінії зв'язку для заданої практичної ширини модулюючого сигналу, пропускної спроможності двійково-симетричного каналу та амплітуді сигналу на виході передавача (табл. 23).

Початкові дані для завдання 7

Таблиця 23

№ варіанта	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
Практична ширина модулюючого сигналу ΔF, Гц	700	710	750	780	800	815	830	870	900	910	920	930	940	950	960
Пропускна спроможність двійково-симетричного каналу $C_{ДСК}$, біт/с	400	410	420	430	440	450	455	480	499	500	510	520	530	540	550
Амплітуда сигналу на виході передавача $U_{пер}$, В	0,1	0,5	0,8	1,0	2,0	2,1	2,5	3,0	3,5	4,0	4,5	5,0	5,5	6,0	6,1

Методичні вказівки до виконання завдання 7

Приклад

Початкові дані

ΔF=900 Гц

$C_{ДСК}$=499 біт/с

$U_{пер}$=5 В

Розв’язок

Для даного прикладу варіанта завдання результати розрахунку за формулами (14) – (18) мають вигляд:

$\Delta F_c = 2 \cdot 900 = 1800$ *Гц*,

$\Delta F_k = 2000 > \Delta F_c = 1800$ *Гц*,

$$P_c = \frac{U^2_{прм}}{2} = \frac{5^2}{2} = 12{,}5 \text{ Вт},$$

$$P_П = N_0 \cdot \Delta F_k = 1 \cdot 10^3 \cdot 2000 = 2 \text{ Вт},$$

$$C_{БК} = 2000 \cdot \log_2(1 + \frac{12.5}{2}) = 5716 \text{ біт/с},$$

$$K_{вик} = \frac{498.7}{5716} \cdot 100\% = 8{,}7\%$$

Контрольні запитання до заняття 7

1. Що таке пропускна спроможність каналу зв’язку?
2. Який канал зв’язку називається двійково-симетричним?
3. Чому дорівнює пропускна спроможність безперервного каналу зв’язку?
4. Що таке коефіцієнт використовування лінії зв’язку?
5. Що таке девіація частоти?

Перелік рекомендованої літератури

1. Теория электрической связи. – М.: «РиС» // Под. ред. Кловского Д. Д. – 1999 г.
2. Зюко А. Г. и др. Теория передачи сигналов. – М.: «РиС». – 1986 г.
3. Баскаков С. И. Радиотехнические цепи и сигналы. – М.: «РиС». – 1983 г.
4. Андреев В. С. Теория нелинейных электрических цепей. – М.: «РиС». – 1982 г.
5. Кловский Д. Д., Шилкин В. А. Теория передачи сигналов в задачах. – М.: «РиС». – 1978 г.
6. Гоноровский П. С. Радиотехнические цепи и сигналы. – М.: «РиС». – 1986 г.
7. Игнатьев В. И. Теория информации и передачи сигналов. – М.: Сов. радио. – 1979 г.
8. Ниеталин Ж. Н. Электрлік байланыс теориясы. – Алма-Ата.: РБК. – 1994 г.
9. Бортник Г. Г., Кичак В. М. Основи теорії передачі інформації. Навчальний посібник . – Вінниця: ВДТУ. – 2002. – 128 с.
10. Тимченко Л. І., Горейко С. М., Білан С. М. Теорія електрозв'язку. Рекомендації до курсового та дипломного проектування. – К.: КУЕТТ, 2005. – 49 с.
11. Павлик В. М. Завдання на контрольну роботу з методичними вказівками для самостійного вивчення з дисципліни «Теорія електрозв'язку». – Київ: КУЕТТ. – 2002. – 12 с.
12. Павлик В. М. Завдання на курсову роботу з методичними вказівками для самостійного вивчення з дисципліни «Теорія електрозв'язку». – К.: КУЕТТ. – 2000. – 9 с.
13. Шалягин Д. В., Цибуля Н. А., Косенко С. С., Волков А. А. и др. Устройства железнодорожной автоматики, телемеханики и связи: Учебник для вузов ж.-д. транспорта.: В 2 ч. – М.: Маршрут, 2006.
14. Танигін Ю. І. Теоретичні основи передавання інформації: Навч. посіб. – К.: Університет «Україна», 2007. – 137 с.
15. Горелов Г. В., Таныгин Ю. И. Радиосвязь с подвижными объектами железнодорожного транспорта: Учебник для техникумов и колледжей ж-д. транспорта. – М.: Маршрут, 2006. – 263 с.
16. Білан С. М. Теорія електричного зв'язку. Методичні рекомендації щодо виконання лабораторних робіт для студентів вищих навч. закл. залізн. трансп. – К.: ДЕТУТ, 2008. – 50 с.
17. Кузьмин И. В., Кедрус В. А. Основы теории информации и кодирования: Учебник для вузов. – К.: Вища школа, 1986.
18. Игнатов В. А. Теория информации и передачи сигналов: Учебник для вузов. – М.: Радио и связь, 1991.
19. Дмитриев В. И. Прикладная теория информации: Учебник для вузов. – М.: Высш. шк., 1989.
20. Хэмминг Р. В. Теория кодирования и теория информации: Пер. с англ. – М.: Радио и связь, 1983.

21. Гитлиц М. В., Лев А. Ю. Теоретические основы многоканальной связи. Учебное пособие для вузов. – М.: Радио и связь, 1985.

22. Калмыков В. В. Радиотехнические системы передачи информации: Учебное пособие для вузов. – М.: Радио и связь, 1990.

23. Пенин П. И., Филиппов Л. И. Радиотехнические системы передачи информации: Учебное пособие для вузов. – М.: Радио и связь, 1984.

24. Захарченко Н. В. Системы электросвязи: Учебник для вузов. – К.: Техника, 1998.

25. Системы электросвязи. Учебник для вузов. //Под ред. В. М.Шувалова. – М.: Связь, 1987.

Навчально-методичне видання

БІЛАН Степан Миколайович

ТЕОРІЯ ЕЛЕКТРИЧНОГО ЗВ'ЯЗКУ

Методичні вказівки
до виконання практичних занять для студентів
вищих навчальних закладів залізничного транспорту,
що навчаються за спеціальністю 7.092507
«Автоматика та автоматизація на транспорті»
денної та безвідривної форм навчання

Головний редактор О. В. Ємець

Верстка В. О. Андрієнка

Підписано до друку 24.11.09. Формат 60 x 84/16
Папір офсетний. Друк – ризографія.
Зам. № 340-09. Наклад 50 прим.

Надруковано в Редакційно-видавничому центрі ДЕТУТ
Свідоцтво про реєстрацію Серія ДК № 3079 від 27.12.2007 р.
03049, м. Київ-049, вул. Миколи Лукашевича, 19.