

$$q_i(r_i) = g_i(r_i), \quad i = 1, 2, \dots, k-1, k+1, \dots, n$$

всередині області $[0, 1-u_i]$. Цим доводиться існування розв'язку поставленої задачі. Доведення єдиності розв'язку впливає зі строгої монотонності функцій $q_i(r_i)$ та $g_i(r_i)$. Водночас це свідчить, що вихідні обмеження (2) в постановці проблеми виконуються повністю. Тому ми дозволили собі згідно з модифікованим методом невизначених множників не враховувати їх успішеч загальним правилам під час створення функції Лагранжа [4]. Цим самим встановлено і доведено таке твердження: при знаходженні умовного екстремуму функції (3) з обмеженнями (4) і (2) у структурі функції Лагранжа необхідно і досить використати умови (4).

Установлене твердження може розглядатися як один з додаткових елементів у структурі розбудови модифікації методу невизначених множників. На основі сформульованого твердження попередні міркування математично обґрунтовані. Таким чином, одержана математична модель у вигляді системи трансцендентних рівнянь (4), (5) є основою для прийняття рішення про мінімізацію витрат під час інвестування окремих проектних і виробничих підрозділів на розробку, створення і виготовлення складної системи певного рівня ризику відмови з урахуванням можливості перебування системи в екстремальних ситуаціях.

Список літератури

1. Северцев Н.А. Надежность сложных систем в эксплуатации и обработке. – М.: Высш. шк., 1989. – 432 с.
2. Корнійчук М.Т. Ризик та математична модель його функції вартості // Захист інформації. – № 2. – 2000. – С. 35–40.
3. Корнійчук М.Т., Романов О.І., Совтус І.К., Шутко М.О. Ризик і надійність. Альтернатива категорій та проблеми їхньої формалізації // Вісн. КМУЦА. – № 3-4. – 2000. – С. 306–310.
4. Моделі оптимізації послідовних систем за критерієм убезпечення від ризику відмов / В.Г. Капишон, М.Т. Корнійчук, І.К. Совтус та ін. // Вісн. НАУ. – 2001. – №1. – С. 77–83.
5. Таха Х. Введение в исследование операций. – М.: Мир, 1985. – Т.1. – 479 с.; Т.2. – 496 с.

Стаття надійшла до редакції 30.03.02.

УДК 681.32

А.Я. Білецький, д-р техн. наук, проф.,
О.Г. Кучер, д-р техн. наук, проф.

СИНТЕЗ І ПРОСТОРОВЕ МОДЕЛЮВАННЯ РІВНОМІРНИХ ДВІЙКОВИХ КОДІВ

Наведено алгоритми моделювання рівномірних двійкових кодів, утворених повними послідовностями двійкових чисел n -го порядку, відстань за Хемінгом в яких між будь-якими сусідніми кодовими комбінаціями є непарна постійна величина, що не перевищує значення $n-1$.

Вступ і постановка задачі. Теорія кодування є однією з областей математики, яка активно розвивається [1; 2]. Початок розвитку математичної теорії кодування відносять до 1948 р., коли була опублікована відома стаття Клода Шеннона [3], що пізніше ввійшла в монографію [4]. Розвиток кодів спочатку стимулювався задачами зв'язку. Пізніше побудовані коди знайшли багато інших додатків. Коди застосовуються для захисту даних у пам'яті ПЕОМ, у криптографії, при стиску даних і т. ін. Теорія кодування тісно пов'язана з теорією планування експериментів.

У сучасній техніці обробки сигналів, що використовує елементи цифрової електроніки, найбільшого поширення одержали коди, засновані на двійковій системі числення [5; 6]. Двійковий код потужності N являє собою множину з N двійкових слів довжини n , названих кодовими словами. Максимальна потужність коду складає $N = 2^n$ двійкових слів. Якщо потужність мно-

жини становить k двійкових слів, де k – деяке ціле число, то такий код називається двійковим (n, k) -кодом. Наприклад, можна побудувати код K з параметрами $n = 5$ і $k = 4$:

$$K = \left\{ \begin{array}{l} 11001 \\ 10100 \\ 01110 \\ 11011 \end{array} \right\}.$$

Розглянемо двійкові (n, k) -коди, для яких $N = 2^n$.

Визначення 1. Повним двійковим (n, k) -кодом називається така сукупність (множина) двійкових кодових комбінацій довжини n , що включає усі без винятку кодові слова починаючи з коду $00\dots 0$ (нульове кодове слово) до коду $11\dots 1$ (одичинне кодове слово).

Нехай x і y – два кодових слова довжиною n . Параметр n визначає число розрядів кодового слова. Важливою кількісною мірою розходження кодових комбінацій x і y є кодова відстань за Хемінгом [7; 8].

Визначення 2. Відстанню за Хемінгом між двома кодовими словами x і y довжиною n називається число позицій (розрядів кодових слів), в яких вони різні.

Цю відстань позначимо через $R(x, y)$ або просто R . Наприклад, візьмемо $x = 10101$ і $y = 01100$. У них перший, четвертий та п'ятий розряди різні, тоді маємо $R = 3$.

Повна сукупність двійкових (n, k) -кодових комбінацій може бути упорядкована різними способами. Позначимо через $\{x_i\}$ деяку послідовність кодових слів x_i , $i = \overline{0, N-1}$. Кодова комбінація x_i являє собою вектор у двійковому n -вимірному просторі. Зафіксуємо положення нульового кодового слова, вважаючи

$$x_0 = \underbrace{00\dots 0}_n.$$

Очевидно, що існує усього $L = (N-1)!$ різних способів упорядкування (перестановок) елементів (векторів) повного (n, k) -коду. Число L можна записати ще й у такому вигляді:

$$L = (2^n - 1)!.$$

Виділимо з множини L перестановок підмножину потужності M так званих рівномірних двійкових (n, k) -кодів з відстанню за Хемінгом між сусідніми кодовими словами (векторами) R .

Визначення 3. Рівномірним двійковим кодом R -го порядку називається така повна послідовність двійкових кодових комбінацій довжини n , в яких відстань за Хемінгом між будь-якими двома сусідніми кодовими словами є величина постійна і дорівнює R .

Позначимо рівномірні двійкові (n, N) -коди через n/R , в яких параметри n і R визначені. Рівномірний n/R -код будемо називати *замкнутим*, якщо відстань за Хемінгом між крайніми кодовими комбінаціями в послідовності x_i складає R , тобто

$$R(x_0, x_{N-1}) = R.$$

Якщо дана рівність не дотримується, то такі рівномірні коди будемо відносити до класу *незамкнутих (відкритих)*.

Не слід плутати введене визначення рівномірного коду із загальноприйнятим. У літературних джерелах термін «рівномірний код» відноситься до структурної характеристики коду й означає, що кількість розрядів будь-якої кодової комбінації в послідовності кодів є величина постійна і дорівнює n [6].

Рівномірним двійковим кодам можна дати досить просту геометричну (просторову) інтерпретацію. Основна задача даного дослідження полягає в розробці алгоритмів побудови просторового образу повного графа рівномірних двійкових кодів, що відображають усю сукупність вузлів (кодових комбінацій) і ребер, які їх з'єднують.

Загальні співвідношення. Твердження 1. Для будь-якого повного двійкового (n, N) -коду не існує рівномірних кодів з парним значенням відстані за Хемінгом.

Доведення твердження 1 проведемо, спираючись на приватний варіант формування послідовності двійкових кодових векторів, в якій будь-які дві сусідні кодові комбінації знаходяться на відстані $R = 2$.

Справді, припустимо, що на перших двох етапах синтезу рівномірного коду обрані кодові комбінації:

$$\begin{aligned} 1: & 00\dots0000; \\ 2: & 00\dots0011 \end{aligned} \quad (1)$$

У системі (1) цифри i , що знаходяться ліворуч від знака двокрапки, по-перше, означають номер етапу синтезу i , по-друге, визначають значення індексу j кодового вектора x_j за правилом:

$$(i)^{\circ} \rightarrow x_{i-1},$$

тобто у даному випадку індекс $j = i - 1$.

Отже, відповідно до системи послідовних кроків (1) формування рівномірного двійкового $n/2$ -коду на першому (стартовому) етапі синтезу вибирається нульове кодове слово довжини n , тобто $x_0 = 00\dots000$, що узгоджується з прийнятою раніше схемою добору кодових комбінацій. Кодове слово x_1 , що відповідає другому етапу синтезу, являє собою двійкову n -розрядну кодову комбінацію, у двох молодших розрядах якої знаходяться одиниці, а в інших розрядах – нулі.

Далі розглянемо ряд можливих варіантів формування кодових комбінацій на третьому етапі синтезу:

$$\begin{aligned} 3': & 00\dots1111; \\ 3'': & 00\dots0101; \\ 3''': & 00\dots0110. \end{aligned} \quad (2)$$

З аналізу системи (2) приходимо до такого висновку. Альтернативні кодові комбінації, що утворюють вектор x_2 , містять у n розрядах парне число одиниць (дві чи чотири). На четвертому і наступному етапах синтезу одержимо аналогічний результат: кодові комбінації x_i , $i \geq 3$, можуть містити у своїх n розрядах лише парне число одиниць. Потужність N_2 множини двійкових кодових векторів з парним числом одиниць у n розрядах кожного вектора природно менше потужності N повної множини (n, N) -кодів. Твердження 1 можна вважати доведеним, оскільки повний рівномірний двійковий код включає усі N комбінацій (n, N) -коду.

Твердження 2. Відстань R за Хемінгом між будь-якими двома сусідніми векторами рівномірного двійкового (n, N) -коду є непарним числом і задовольняє умову

$$R \leq (n - 1), \quad (3)$$

де n – число розрядів двійкових кодових комбінацій.

Перша частина твердження 2 не вимагає доказу, оскільки є перефразуванням твердження 1. Для підтвердження нерівності (3) допустимо, що воно невірне, і спробуємо синтезувати рівномірний двійковий n/R -код для $R = n$. Для перших етапів синтезу приходимо до таких результатів:

$$\begin{aligned} 1: & 00\dots0; \\ 2: & 11\dots1; \\ 3: & 00\dots0; \\ 4: & 11\dots1; \end{aligned} \quad (4)$$

Із системи (4) випливає, що всі кодові комбінації, сформовані на непарних етапах синтезу, повторюють нульове кодове слово $x_0 = 00\dots0$, а кодові комбінації, що відповідають парним етапам, повторюють кодове слово $x_1 = 11\dots1$, тобто

$$x_i = \begin{cases} x_0, & \text{якщо } i = 2k + 1, \quad k = \overline{1, \frac{n}{2} - 1}; \\ x_1, & \text{якщо } i = 2k, \quad k = \overline{1, \frac{n}{2}}. \end{cases} \quad (5)$$

Оскільки повний рівномірний двійковий код не може бути складений з кодових слів x_i , що задовольняють систему (5), то з цього випливає, що твердження 2 вірне.

Синтез рівномірних двійкових кодів. Очевидно, що в n -вимірному двійковому просторі можна одержати повну послідовність кодів з одиничною відстанню за Хемінгом між сусідніми комбінаціями, роблячи обхід гіперпростору по ребрах гіперкуба таким чином, щоб маршрут обходу, поперше, містив усі вершини гіперкуба і, по-друге, ніяка з вершин не входила в маршрут обходу двічі.

Коли $n = 2$, той гіперпростір вироджується в площину, а гіперкуб – у квадрат на цій площині. Даному випадку відповідають два варіанти рівномірних кодів класу 2/1 (рис. 1).

Цифри в околі стрілок на рис. 1 означають номери етапів формування рівномірного коду.

Перейдемо до визначення числа і встановлення конкретних варіантів рівномірних кодів з одиничною кодовою відстанню в тривимірному двійковому просторі. Для цього скористаємося зображенням одиничного куба, указавши на ньому одинарними стрілками напрямок маршруту руху (рис. 2), що призводить до формування першого варіанта рівномірного 3/1-коду.

На рис. 2 подвійними стрілками і цифрами зі штрихами, розташованими в околах цих стрілок, зазначені альтернативні напрямки руху з базових вузлів. Відобразимо варіанти руху по ребрах одиничного куба у вигляді табл. 1, в якій базовий код відповідає основному маршруту руху.

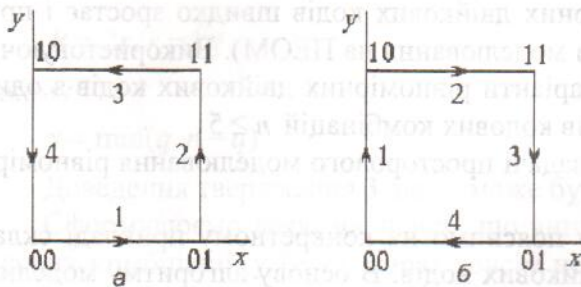


Рис. 1. Дворозрядні рівномірні двійкові коди з одиничною кодовою відстанню: а – варіант 1; б – варіант 2

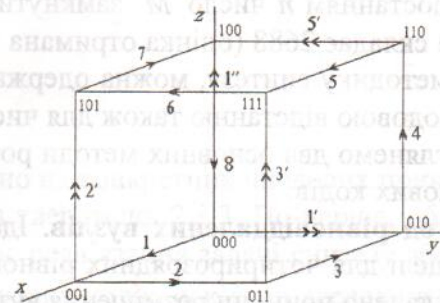


Рис. 2. Маршрути формування рівномірних двійкових 3/1-кодів

Таблиця 1

Номер етапу синтезу	Базовий рівномірний код	Альтернативні варіанти кодових комбінацій	
		2	3
0	1		
1	000		
2	001	010	100
3	011	101	
4	010	111	
5	110		
6	111	100	
7	101		
8	100		

У другому стовпчику табл. 1 на шостій позиції знаходиться двійкова комбінація 100, що містить одну одиницю. Ще дві комбінації з однією одиницею (це коди 001 і 010) увійшли до складу базових кодів на етапах синтезу 2 і 4. Оскільки останній код у замкнутому рівномірному двійковому коді першого порядку повинний відстояти від нульового коду 000 також на відстані $R = 1$, то він (код 100) не може з'явитися ні на якій іншій позиції, крім останньої. Отже, альтернативний код 100 з другого стовпчика табл. 1 має бути виключений.

Після виключення комбінації 100 зі списку альтернативних приходимо до такої оцінки M числа замкнутих рівномірних кодів, складених із трирозрядних двійкових чисел:

$$M = 3 \cdot 2^2 = 12.$$

Усі 12 варіантів цих рівномірних кодів зведено в табл. 2.

Таблиця 2

Позиційний код		Варіанти рівномірних трирозрядних двійкових кодів з одиничною відстанню за Хемінгом											
Десятковий	Двійковий	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
0	000	000	000	000	000	000	000	000	000	000	000	000	000
1	001	001	001	001	001	010	010	010	010	100	100	100	100
2	010	011	011	101	101	011	011	110	110	101	101	110	110
3	011	010	111	100	111	001	111	100	111	111	001	111	010
4	100	110	101	110	011	101	110	101	011	110	011	101	011
5	101	111	100	111	010	111	100	111	001	010	111	001	111
6	110	101	110	011	110	110	101	011	101	011	110	011	101
7	111	100	010	010	100	100	001	001	100	001	010	010	001

Варіант 1 рівномірного двійкового коду в табл. 2 відповідає класичному коду Грея. Більш докладну інформацію, що містить алгоритми і структурні схеми формування узагальнених кодів Грея, наведено в роботі [9].

Із зростанням n число M замкнутих рівномірних двійкових кодів швидко зростає і при $n = 4$ вже складає 2688 (оцінка отримана на підставі моделювання на ПЕОМ). Використовуючи описану методику синтезу, можна одержати різні варіанти рівномірних двійкових кодів з одиничною кодовою відстанню також для числа розрядів кодових комбінацій $n \geq 5$.

Розглянемо два основних методи розв'язання задачі просторового моделювання рівномірних двійкових кодів.

Метод рівновіддалених вузлів. Ідею методу пояснимо на конкретному прикладі складання моделі для чотирирозрядних рівномірних двійкових кодів. В основу алгоритму моделювання покладено принцип розміщення вузлів повного графа рівномірних кодів на гіперповерхні, за яку прийнято поверхню кулі. Для зручності викладу матеріалу там, де це доцільно, будемо користуватися географічними поняттями і термінами, характерними для такого просторового об'єкта, як земна куля, вважаючи його ідеальним, тобто таким, усі точки зовнішньої поверхні якого рівновіддалені від центра кулі.

Базові вузли (двійкові кодові комбінації) 0000 і 1111 повного графа кодів четвертого порядку розмістимо на північному і південному полюсах кулі, а вузли 0110 і 1001 – на перетині екватора з гринвіцьким меридіаном у західній і східній півкулях відповідно (рис. 3). Обрані пари вузлів є протилежними кодовими комбінаціями і знаходяться на протилежних точках кулі. З цього, зокрема, випливає, що лінії, які з'єднують протилежні вузли, перетинаються в центрі кулі.

Далі розмістимо симетрично відносно гринвіцького меридіана на 45-й широті північної і південної півкуль вузли, що знаходяться на одиничній кодовій відстані від базових вузлів 0000 і 1111 відповідно. Проекції цих вузлів і ребер, які їх з'єднують, показано на рис. 4.

У круглих дужках наведено значення кодових комбінацій, які відповідають вузлам, розташованим на 45-й південній паралелі. Наприклад, вузол 1011 є протилежним стосовно вузла 0100 північної півкулі і т. д. Пунктиром на рис. 4 позначено видимі проекції ребер вузлів 0011 і 1100, якими вони зв'язані з вузлами, що знаходяться від них на одиничній кодовій відстані (рис. 5, а, б). Вибране правило розміщення вузлів шару із щільністю $q=1$ у порядку зростання ступеня 2 однозначно задає розташування всіх інших вузлів просторової моделі (рис. 4).

Аналогічно відображаються проекції ребер двох вузлів просторової моделі, що залишилися (рис. 5, в, г).

Із зіставлення рис. 4 і 5, а, б випливає, що вузли 1100 і 0011 знаходяться на лінії екватора кулі у той час, як точкою розташування вузлів 0101 і 1010, що геометрично рівновіддалені від сполучених до них вузлів, є центр кулі.

Цим етапом завершується складання просторової моделі для рівномірного двійкового 4/1-коду за методом рівновіддалених вузлів.

Метод шару рівної щільності. Визначення 4. Підмножина n -розрядних двійкових чисел, кожен елемент якого містить q одиниць, називається шаром щільності q або $[n, q]$ -шаром.

У позначенні $[n, q]$ -шару використано прямі дужки для того, щоб не плутати з уведеним раніше позначенням (n, k) -коду.

Нехай n_q є кількість елементів (вузлів графа чи кодових комбінацій), що входять у $[n, q]$ -шар. Очевидно, n_q дорівнює числу сполучень з n по q , тобто

$$n_q = \binom{n}{q}, \quad q = \overline{0, n},$$

причому

$$\sum_{q=0}^n n_q = 2^n$$

визначає потужність (n, N) -коду.

Твердження 3. Кодова відстань R між елементами $[n, q]$ -шару є парним числом і приймає значення

$$R = 2r, \quad r = \overline{1, \gamma},$$

в якому

$$\gamma = \min(q, n - q).$$

Доведення твердження 3 легко може бути здійснено на конкретних числових прикладах.

Сформулюємо деякі висновки, що випливають із тверджень 2 і 3. По-перше, об'єднання кодових комбінацій у $[n, q]$ -шарах зовсім не ускладнює розв'язання задачі синтезу або визначення числа замкнутих чи відкритих рівномірних двійкових кодів, оскільки всередині шару всі елементи відстають один від одного на парне значення кодової відстані R , а, як доведено у твердженні 2, повних рівномірних двійкових кодів з парним R не існує. По-друге, послідовне розташування $[n, q]$ -шарів погоджується з просторовою моделлю рівномірних двійкових кодів з одиничною кодовою відстанню через те, що серед елементів сусідніх $[n, q]$ -шарів знайдуться такі пари, що розташовані один від одного на кодовій відстані $R = 1$.

Найбільш зручною, компактною і виразною формою подання просторових моделей рівномірних кодів є зображення їх у вигляді проекцій вузлів і ребер $[n, q]$ -шарів на площину екватора.

Складемо модель рівномірного 4/1-коду. На рис. 6, а наведено проекцію вузлів і ребер, які їх з'єднують, для перших трьох шарів, тобто для $q = 0, 1, 2$.

Обране правило розміщення вузлів першого шару однозначно визначає порядок розміщення вузлів інших шарів просторової моделі. Як впливає з рис. 6, а, вузли першого шару розставлено симетрично по окружності (є проекцією 45-ї широти) у порядку зростання ступеня 2. Відзначимо додатково, що вузли першого і третього шарів є вершинами куба, вписаного в кулю.

Зберігаючи незмінним положення вузлів другого шару, приходимо до графа, показаного на рис. 6, б.

Вузли третього шару, тобто шару із щільністю $q = 3$, протилежні вузлам першого шару, з якими вони пов'язані відрізками прямих, що проходять через центр кулі.

Помінявши місцями шари з щільністю 1 і 3, а також вузли другого шару, що знаходяться на осях координат, приходимо до проекцій (рис. 7), що відповідають просторовій моделі рівномірного 4/3-коду, тобто такої послідовності кодів, в якій будь-які дві сусідні комбінації знаходяться на відстані $R = 3$.

Звертає на себе увагу збіг форм графів моделей рівномірних 4/1- і 4/3-кодів. Ця аналогія має більш глибокі корені, що формулюються у вигляді твердження, яке легко доводиться.

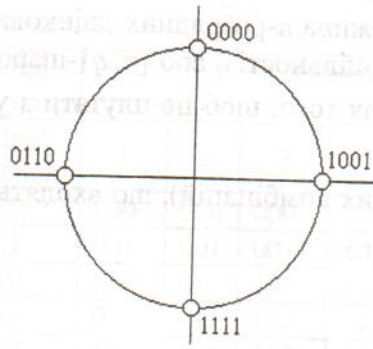


Рис. 3. Розміщення базових вузлів

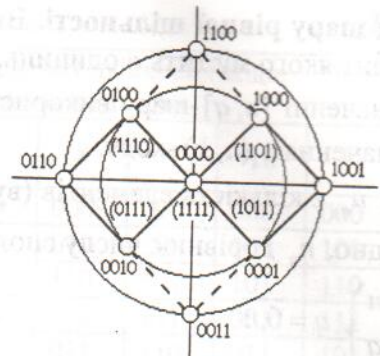


Рис. 4. Стилзовані проєкції вузлів і ребер часткового графа рівномірного 4/1-коду

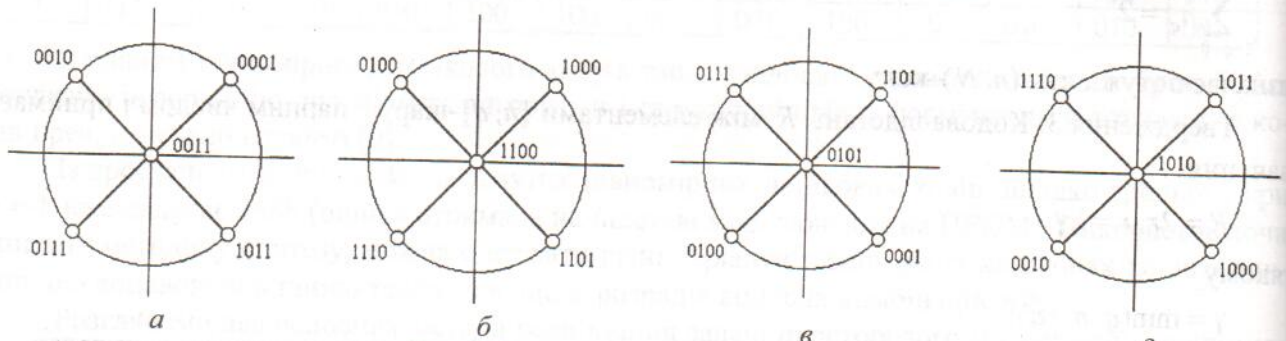


Рис. 5. Проєкції ребер вузлів:
а - 0011; б - 1100; в - 0101; г - 1010

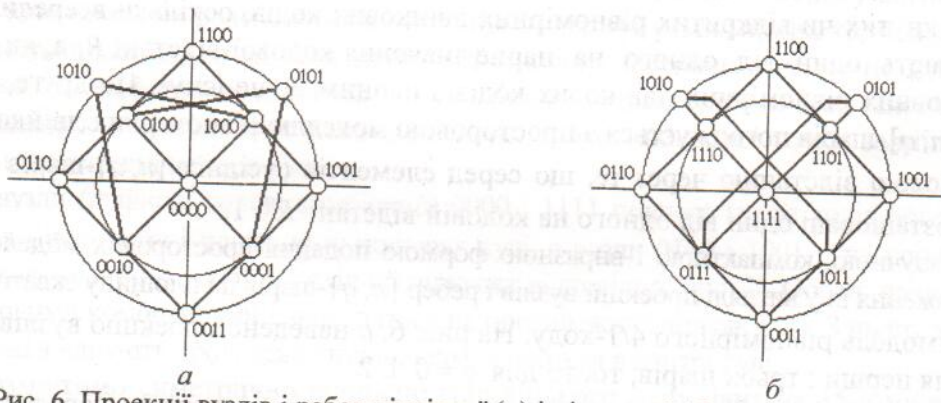


Рис. 6. Проєкції вузлів і ребер північної (а) і південної (б) півкуль просторової моделі рівномірного 4/1-коду

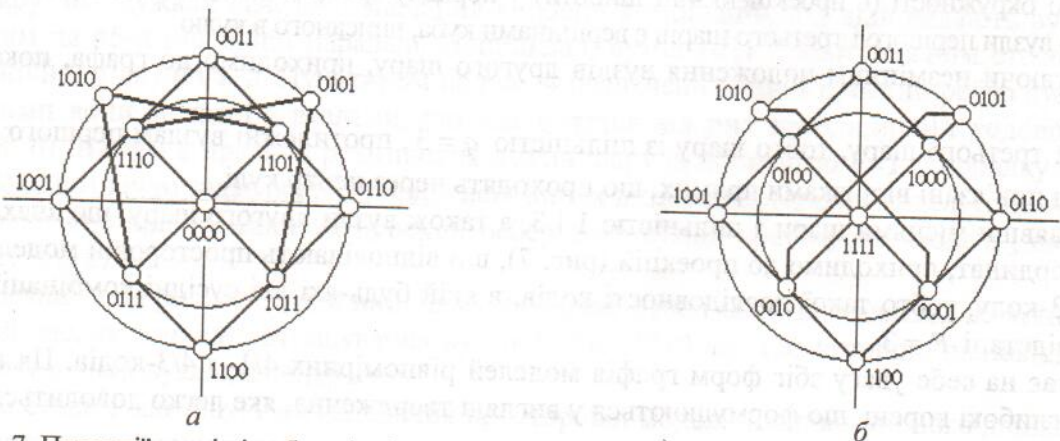


Рис. 7. Проєкції вузлів і ребер північної (а) і південної (б) півкуль просторової моделі 4/3-коду

Твердження 4. Якщо число розрядів n двійкових кодових комбінацій парно, то кожному замкнутому рівномірному $n/1$ -коду відповідає замкнутий рівномірний $n/(n-1)$ -код, причому двійкові комбінації y_i $n/(n-1)$ -коду утворюються з комбінацій x_i $n/1$ -коду за правилом:

$$y_i = \begin{cases} x_i, & \text{якщо } 1_i^{(x)} \text{ парне;} \\ \bar{x}_i, & \text{якщо } 1_i^{(x)} \text{ непарне,} \end{cases}$$

де \bar{x}_i – двійковий вектор, протилежний вектору x_i ; $1_i^{(x)}$ – індикатор вектора x_i , який дорівнює числу одиниць у розрядах x_i , ($i = 0, 2^n - 1$).

Для перевірки твердження 4 досить звернутися до табл. 3. У стовпцях 1'–4' наведено кілька варіантів замкнутих рівномірних 4/1-кодів. Стовпці 1''–4'' отримано на підставі перетворення елементів 4/1-кодів за правилом (6). У результаті таких перетворень приходимо до системи рівномірних 4/3-кодів, що завершує доведення твердження 4.

З твердження 4 випливає, що для парних n число замкнутих рівномірних $n/(n-1)$ -кодів збігається з числом $n/1$ -кодів.

Розглянутий алгоритм синтезу рівномірних двійкових 4/1- і 4/3-кодів за методом шарів рівної щільності може бути застосований також і при розробці моделей кодів з параметрами $n > 4$.

Висновок. Основним результатом даної роботи можна вважати синтез так званих рівномірних двійкових кодів, що узагальнюють клас класичних кодів Грея. До кодів Грея відносять, як правило, таку повну послідовність двійкових векторів, в якій сусідні комбінації відрізняються значенням лише одного розряду, тобто двійкові кодові комбінації знаходяться на відстані R за Хемінгом, що дорівнює одиниці. У рівномірних двійкових кодах ця відстань може приймати будь-яке непарне значення $R \leq n-1$, де n – число розрядів двійкових кодових векторів. Отже, класичні коди Грея є частковим випадком рівномірних двійкових $n/1$ -кодів.

Таблиця 3

Номер етапу синтезу коду	Варіанти замкнутих рівномірних 4/1-кодів				Варіанти замкнутих рівномірних 4/3-кодів			
	1'	2'	3'	4'	1''	2''	3''	4''
1	0000	0000	0000	0000	0000	0000	0000	0000
2	0001	0010	0100	1000	1110	1101	1011	0111
3	0011	0011	1100	1100	0011	0011	1100	1100
4	0010	0111	1110	0100	1101	1000	0001	1011
5	0110	0101	1010	0110	0110	0101	1010	0110
6	0111	0100	0010	1110	1000	1011	1101	0001
7	0101	0110	0110	1010	0101	0110	0110	1010
8	0100	1110	0111	0010	1011	0001	1000	1101
9	1100	1111	1111	0011	1100	1111	1111	0011
10	1101	1101	1011	1011	0010	0010	0100	0100
11	1111	1100	0011	1111	1111	1100	0011	1111
12	1110	1000	0001	0111	0001	0111	1110	1000
13	1010	1010	0101	0101	1010	1010	0101	0101
14	1011	1011	1101	1101	0111	0100	0010	0010
15	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001
16	1000	0001	1000	0001	0111	1110	0111	1110

Оцінка числа рівномірних кодів і визначення їхньої структури є самостійною задачею й у даній роботі не розглядалася (за винятком рівномірних 3/1-кодів). Якщо заданий повний граф, що відповідає рівномірному n/R -коду, то визначення структури коду зводиться до розв'язання класичної задачі комівояжера: необхідно таким способом прокласти маршрут руху по ребрах графа, який би охоплював усі вузли графа, причому кожен вузол перетинається маршрутом руху тільки один раз.

Список літератури

1. Берлекэмп Э. Алгебраическая теория кодирования. – М.: Мир, 1971. – 450 с.
2. Мак-Вильямс Ф., Слоэн Н. Теория кодов, исправляющих ошибки. – М.: Связь, 1979. – 370 с.
3. Shannon C.E. A mathematical theory of communication // Bell Syst. Tech. J. 1948. – Vol. 27. – P. 379–423, 623–656.
4. Шенон К.Е. Работы по теории информации и кибернетики. – М.: ИЛ., 1963. – 829 с.
5. Гитис Э.И. Преобразователи информации для электронных цифровых вычислительных устройств. – М.: Энергия, 1970. – 400 с.
6. Кодирование информации (двоичные коды) / Н.Т. Березюк, А.Г. Андрущенко, С.С. Мошицкий и др. – Харьков: Вища шк., 1978. – 252 с.
7. Хэмминг Р.В. Теория кодирования и теория информации. – М.: Радио и связь, 1983. – 176 с.
8. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки. – М.: Мир, 1986. – 576 с.
9. Білецький А.Я., Білецький О.А. Синтез кодів Грея // Вісн. НАУ. – 2002. – № 1. – С. 29–34.

Стаття надійшла до редакції 10.04.02.

УДК 007.5;681.3;681.518.3

Л.О. Жук, канд. техн. наук, проф.,
В.Ф. Сураєв, канд. техн. наук, доц.

СИСТЕМАТИЗАЦІЯ ТА ОЦІНКА МЕТОДІВ ОБРОБКИ ДАНИХ ДЛЯ ВИЗНАЧЕННЯ СТАНУ ТА СТРУКТУРИ СКЛАДНИХ ОБ'ЄКТІВ

Систематизовано методи обробки спектрометричних даних, обґрунтовано ефективні комп'ютерні процедури для швидкого експрес-аналізу стану чи структури складних об'єктів при проведенні масштабних експериментів, забезпеченні технологічних процесів чи наукових досліджень.

Обробка спектрометричних даних лежить в основі визначення стану та структури об'єктів різної природи: картографування поверхневого шару ґрунтів регіонів чи держав, виявлення корисних копалин, оцінка стану водоймищ, навколишнього середовища, посівів, аналіз паливно-мастильних матеріалів та ін.

Спектрограма поглинання та віддзеркалення (відбиття) для окремої складової об'єкта в чистому вигляді має своє унікальне відображення з певною кількістю піків (смуг) певної форми і висоти на певних довжинах хвиль λ , а спектрограма об'єкта з кількох компонент є суперпозицією складових та шуму. Обробка відповідних цифрових відліків має на меті виявлення піків та їх параметрів, а за цими даними можна робити висновки про наявність тих чи інших компонентів в об'єкті (якісний аналіз), а в деяких випадках і їх відносну кількість (кількісний аналіз).

В ідеальному випадку без шумів спектрограми можуть мати невиразну картину та навіть зміщені піки, як наслідок накладення складових. У реальному випадку шумовий фактор може бути дуже сильним, особливо при дистанційному одержанні спектрограм (із супутників чи інших літальних апаратів), і меншим для стаціонарних умов (наукові дослідження в лабораторії, технологічні процеси на підприємствах та ін.). Всі ці фактори потрібно враховувати при обробці даних.

Відомі методи обробки доцільно розбити на дві групи: розклад спектрограм на складові за допомогою моделювання та використання процедур та критеріїв теорії розпізнання образів.

Розглянемо першу групу. Загально прийнято окремі смуги моделювати кривими Гауса $\Psi_r(\lambda)$ або Лоренца $\Psi_n(\lambda)$:

$$\Psi_r(\lambda) = ye^{-\frac{-5,545(\lambda-\lambda_0)^2}{2w^2}};$$