

ОСОБЛИВОСТІ ПЕРЕДАЧІ ІНФОРМАЦІЇ З ВИКОРИСТАННЯМ КОДУ ХЕММІНГА ПРИ УПРАВЛІННІ ТЕХНОЛОГІЧНИМИ ПРОЦЕСАМИ

Візір Ю. С., Дерев'янка І. І.

Харківський національний університет радіо – електроніки

Україна, 61166, Харків, пр Науки 14

E-mail: yurii.vizir@nure.ua, iryna.derevianko@nure.ua

Анотація: У статті представлено описано особливості передачі інформації з використанням коду Хеммінга . Наведено їхні основні характеристики, особливості роботи, переваги та недоліки.

Ключові слова: передача інформації, код Хеммінга.

FEATURES OF TRANSMISSION OF INFORMATION USING THE HEMMING CODE IN THE MANAGEMENT OF TECHNOLOGICAL PROCESSES

U. Vizir, I. Derevianko

Kharkiv National University of Radioelectronics

Ukraine, 61166, Kharkiv, Nauky av, 14

E-mail: yurii.vizir@nure.ua, iryna.derevianko@nure.ua

Abstract: The article describes the features of information transfer using the Hamming code. Their main characteristics, features of work, advantages and disadvantages are given.

Key words: information transfer, Hamming code.

АКТУАЛЬНІСТЬ РОБОТИ Коду Хеммінга – перші з самоконтролюючих і самокорегуючих кодів. Саме використання цих кодів може вирішити проблему виправлення окремих помилок і знаходження подвійних. (на практиці це рішення використовується для серверів, які повинні мати підвищену надійність) [1].

Так, необхідно зазначити, що коди Хеммінга використовуються в деяких прикладних програмах в області зберігання даних, особливо RAID 2; крім того, метод Хеммінга може бути застосовано в пам'яті типу ECC і дозволяє "на льоту" виправляти одноразові та виявляти дворазові помилки.

МАТЕРІАЛ І РЕЗУЛЬТАТИ ДОСЛІДЖЕНЬ. Систематичні коди утворюють велику групу з блочних, розщеплюваних кодів (таких, в яких всі символи можна розрізнити на перевірені і інформаційні). Особливість систематичних кодів полягає в тому, що перевірені символи утворюються в результаті лінійних операцій над інформаційними символами. Крім того, будь-яка дозволена кодова комбінація може бути заповнена за допомогою лінійних операцій над набором лінійних незалежних кодових комбінацій.

Коди, що самоконтролюються, дають змогу автоматично виявляти найімовірніші помилки під час передачі даних. Для їх побудови досить приписати до кожного слова один додатковий (контрольний) двійковий розряд і вибрати цифру цього розряду так, щоб загальна кількість одиниць в зображенні будь-якого числа була, наприклад, парною. Одиночна помилка в довільному розряді переданого слова (зокрема, можливо, і в контрольному розряді) змінить парність загальної кількості одиниць. Лічильники по модулю 2, що підраховують кількість одиниць, які містяться серед двійкових цифр числа, можуть давати сигнал про наявність помилок. При цьому, розробник не отримує ніяких вказівок про те, в якому саме розряді відбулася помилка, і, отже, не має можливості виправити її. Залишаються непоміченими також помилки, які виникають одночасно в двох, в чотирьох або взагалі в парній кількості розрядів. Утім, подвійні, а тим більше чотирикратні помилки вважаються малоімовірними [2–4].

Припустимо, що маємо множину всіх двійкових слів довжини t . Ці слова передаються по каналу зв'язку, в якому діє джерело перешкод. Це джерело перешкод під час передачі двійкового слова довжини t може видавати помилки не більше ніж у p символах. Це означає, що двійкова послідовність, отримана на виході каналу, відрізняється від початкової не більше ніж у p позиціях.

Очевидно, що якщо початкове слово передавати без попереднього кодування, то відновити на виході дійсне повідомлення практично неможливо. Тому виникає завдання побудови за початковим, будь-яким словом $ala2...am$ його коду $b1b2...bl$ ($l > m$), що самокорегується і дає змогу за отриманим на виході каналу кодом $b'1b'2...b'l$ однозначно відновити передаваний код $b1b2...bl$, а отже і початкове повідомлення $ala2...am$.

Під час передавання коду $b1b2...bl$ по каналу зв'язку код, можливо, спотворився, а отже, на виході каналу буде слово $b'1b'2...b'l$, яке в загальному випадку відрізняється від $b1b2...bl$ не більше ніж у p позиціях.

Коди, що мають такі властивості, називають стійкими до перешкод кодами (кодами, що самокорегуються), або кодами, що виправляють p помилок.

Маючи $m+k$ розрядів, стійких до перешкод код для $p=1$ необхідно виконати наступні дії.

Присвоїти кожному з розрядів номер – від 1 до $m+k$; записати ці номери у двійковій системі числення. Оскільки $2k > m+k$, то кожен номер можна представити, очевидно, k -розрядним двійковим числом.

Нехай, усі $m+k$ розрядів коду розбиті на контрольні групи, які частково перекриваються, причому так, що одиниці у двійковому представленні номера розряду указують на його приналежність до певних контрольних груп. Наприклад: розряд № 5 належить до 1-ї і 3-ї контрольних груп, тому що у двійковому представленні його номера $5 = \dots 000101$ – 1-й і 3-й розряди містять одиниці.

Серед $m+k$ розрядів коду при цьому є k розрядів, кожен із яких належить тільки до однієї контрольної групи:

Розряд № 1: $110 = 0000012$ належить тільки до 1-ї контрольної групи.

Розряд № 2: $210 = 0000102$ належить тільки до 2-ї контрольної групи.

Розряд № 4: $410 = 0001002$ належить тільки до 3-ї контрольної групи.

Розряд № $2k-1$ належить тільки до k -ї контрольній групі.

Ці k розрядів ми і вважатимемо контрольними. Інші m розрядів, кожен із яких належить принаймні до двох контрольних груп, будуть інформаційними розрядами.

У кожній із k контрольних груп матимемо по одному контрольному розряду. У кожен із контрольних розрядів помістимо таку цифру (0 або 1), щоб загальна кількість одиниць у його контрольній групі була парною.

Наприклад, розглянемо код Хеммінга при $m=7$ і $k=4$.

Кодування з використанням кодів Хеммінга 0110101 (табл. 1).

Таблиця 1 – Кодування з використанням кодів Хеммінга

№ розряду:	0001	0010	0011	0100	0101	0110	0111	1000	1001	1010	1011
Розподіл контрольних і інформаційних розрядів	p_1	p_2	d_1	p_3	d_2	d_3	d_4	p_4	d_5	d_6	d_7
Інформаційне кодове слово			0		1	1	0		1	0	1
L_0	1		0		1		0		1		1
L_1		0	0			1	0			0	1
L_2				0	1	1	0				
L_3								0	1	0	1
Кодове слово з контрольними розрядами	1	0	0	0	1	1	0	0	1	0	1

Нехай, початкове слово (кодове слово без контрольних розрядів) – 01101012.

Позначимо p_i – контрольний розряд № i , а d_i – інформаційний розряд № i , де $i = 1, 2, 3, 4 \dots$

Припустимо, що під час передавання даного кодового слова *10001100101* відбулася помилка в 11-му символі, так, що було прийнято нове кодове слово *10001100100*. Провівши в прийнятому коді перевірку парності всередині контрольних груп, ми виявимо, що кількість одиниць непарна в 1-й, 2-й і 4-й контрольних групах, і парна в 3-й контрольній групі. Це указує, по-перше, на наявність помилки, по-друге, значить, що номер помилково прийнятого символу у двійковому представленні містить одиниці на першій, другій і четвертій позиціях і нуль – на третій позиції, тому помилка тільки одна, і 3-тя контрольна сума виявилася правильною (табл. 2).

№ розряду:	0001	0010	0011	0100	0101	0110	0111	1000	1001	1010	1011	Контроль парності в групі	Контрольний біт
Розподіл контрольних і інформаційних розрядів	p_1	p_2	d_1	p_3	d_2	d_3	d_4	p_4	d_5	d_6	d_7		
Передане кодове слово	1	0	0	0	1	1	0	0	1	0	1		
Прийняте кодове слово	1	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0		
L_0	1		0		1		0		1		0	Fail	1
L_1		0	0			1	0			0	0	Fail	1
L_2				0	1	1	0					Pass	0
L_3								0	1	0	0	Fail	1
	L_3	L_2	L_1	L_0									
У двійковому представленні	1	0	1	1									
У десятковому представленні	8		2	1	11								

$$\begin{array}{l} \{b_{\{1\}b_{\{2\}}\dots b_{\{l\}};\bar{b}_{\{b\}}\}_{\{1\}b_{\{2\}}\dots b_{\{l\}};\bar{b}_{\{1\}}\bar{b}_{\{b\}}\}_{\{2\}}\dots b_{\{l\}};\dots;b_{\{1\}b_{\{2\}}\dots\bar{b}_{\{b\}}\}_{\{l\}}\} \\ b_{\{1\}b_{\{2\}}\dots b_{\{l\}};\bar{b}_{\{b\}}\}_{\{1\}b_{\{2\}}\dots b_{\{l\}};\bar{b}_{\{1\}}\bar{b}_{\{b\}}\}_{\{2\}}\dots b_{\{l\}};\dots;b_{\{1\}b_{\{2\}}\dots\bar{b}_{\{b\}}\}_{\{l\}}\}. \end{array}$$

Тому, знаючи m , l вибираємо як найменше ціле число, що задовольняє умову:
 $2m \leq 2l / (l + 1)$.

Наприклад,

$L1 = \{i \in L1 : V1 = 1\}; L1 = \{2, 3, 6, 7, 10, 11\},$
 $L2 = \{i \in L2 : V2 = 1\}; L2 = \{4, 5, 6, 7, 12, 13\},$
 $L3 = \{i \in L3 : V3 = 1\}; L3 = \{8, 9, 10, 11, 12, 13\}.$

Крок 3. Перші елементи (їх рівно k) цих множин є степенем числа 2; вони визначають номери контрольних розрядів коду Хеммінга. Решта елементів множини L визначають номери інформаційних розрядів. Отже, в коді Хеммінга розряди $b1b2b4b8$ – контрольні, решта розрядів $b3b5b6b7b9b10b11b12b13$ – інформаційні.

Крок 4. Формування значень інформаційних символів. Інформаційні символи коду Хеммінга формуються природним чином з символів початкового повідомлення $a1a2...am$. А саме: $b3=a1, b5=a2, b6=a3, b7=a4, b9=a5, b10=a6, b11=a7, b12=a8, b13=a9$.

Оскільки початкове повідомлення $a = 101110111$, то $b3=1, b5=0, b6=1, b7=1, b9=1, b10=0, b11=1, b12=1, b13=1$.

Крок 5. Формування значень контрольних символів. Після визначення інформаційних символів контрольні символи визначаються таким чином:

$$b1 = \oplus \sum b_j; j \in L0; j \neq 1$$

$$b2 = \oplus \sum b_j; j \in L1; j \neq 2$$

$$b4 = \oplus \sum b_j; j \in L2; j \neq 4$$

$$b8 = \oplus \sum b_j; j \in L3; j \neq 8.$$

$\oplus \sum$ – сума по модулю два, b_j – розряди, що мають номери з відповідної множини L_j . У розглянутому прикладі матимемо:

$$b1 = b3 \oplus b5 \oplus b7 \oplus b9 \oplus b11 \oplus b13 = 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 1 = 1$$

$$b2 = b3 \oplus b6 \oplus b7 \oplus b10 \oplus b11 = 1 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 = 0$$

$$b4 = b5 \oplus b6 \oplus b7 \oplus b12 \oplus b13 = 0 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 1 = 0$$

$$b8 = b9 \oplus b10 \oplus b11 \oplus b12 \oplus b13 = 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 1 = 0$$

Крок 6. Остаточно, для повідомлення $a=101110111$ код Хеммінга b буде наступним: $b=b1b2b3b4b5b6b7b8b9b10b11b12b13=1010011010111$.

Таким чином можна побудувати код Хеммінга для довільного повідомлення довжиною m .

ВИСНОВКИ Коду Хеммінга застосовуються в управлінні технологічними процесами для передачі даних, в тих випадках, там, де вимоги до достовірності даних високі, а з урахуванням схеми пристрою в ньому найімовірніше саме одиночна і рідко подвійна помилка. Для впевненого виявлення пакетів помилок, а тим більше для їх виправлення потрібні коди з ще більшою здатністю, що коригує, а, отже, і з більшою надмірністю.

Також, бездротові з'єднання, в яких може виникати безліч помилок, частіше використовують коди з надмірністю, достатньою для того, щоб приймач міг визначити, які дані повинні були прийти. Це надійніше, ніж покладатися на повторну передачу, яка також, можливо, не зможе пройти без помилок. Вирішенням таких проблем, як варіант, може стати передача інформації з використанням коду Хеммінга при управлінні технологічними процесами

ЛІТЕРАТУРА

1. Невлюдов І. Ш. Трансфер технологій у сучасній науці, освіті та виробництві в умовах четвертої промислової революції «ІНДУСТРІЯ 4.0» / Невлюдов І. Ш., Чала О. О., Олександров Ю. М. // Сучасний рух науки: тези доп. VIII міжнародної науково-практичної інтернет-конференції, 3-4 жовтня 2019 р. Дніпро, 2019. Т.2 С.: 604–608
2. Невлюдов, І.Ш. Людино-машинний інтерфейс в технічних засобах автоматизації: Навчальний посібник [Текст] / І.Ш Невлюдов, О.І. Филипенко, Б.О. Шостак. – Харків: «ХТМТ», 2019. – 244 с.
3. Невлюдов І.Ш., Демська Н.П., Чала О.О., Демська А.І. Групове управління гнучкими виробничими системами у виготовленні МЕМС виробів. Міжнародна науково-практична конференція «Математичне моделювання процесів в економіці та управлінні проектами і програмами (ММП-2018)», Коблево, 10-14 вересня 2018 р. Харків: ХНУРЕ, 2018. С. 101–103

4. Bortnikova, V., Nevliudov, I., Botsman, I., & Chala, O. (2019, June). Search Query Classification Using Machine Learning for Information Retrieval Systems in Intelligent Manufacturing. In ICTERI (pp. 460–465).

Науковий керівник: Чала Олена Олександрівна, к.т.н., доцент кафедри КІТАМ Харківського національного університету радіоелектроніки

УДК 621.317.082.5

СПОСІБ ОЦІНКИ ЯКОСТІ ОПТИЧНОГО ВОЛОКНА СКЛАДНОЇ ФОРМИ ПОПЕРЕЧНОГО ПЕРЕРІЗУ В ПРОЦЕСІ ВИТЯЖКИ

М. Г. Гарадян

Харківський національний університет
радіоелектроніки
Україна, 61166, Харків, пр. Науки 14
E-mail: mikaiel.harakian@nure.ua

Анотація: Запропоновано спосіб оцінки конструктивно-технологічних параметрів волокон зі складною структурою поперечного перерізу в процесі витяжки, заснований на оптичному методі неруйнівного контролю за принципом методу фокусування.

Проведено експериментальні дослідження запропонованого способу на зразках мікроструктурованого оптичного волокна з одношаровою структурою повітряних отворів.

Ключові слова: мікроструктуроване волокно, метод фокусування, інтегральний показник, дефекти структури.

METHOD OF QUALITY ESTIMATING THE OPTICAL FIBER WITH COMPLICATED CROSS-SECTIONAL SHAPE IN THE DRAWING PROCESS

M. Harakian

Kharkiv National University of Radio Electronics
Ukraine, 61166, Kharkiv, Nauky av.,14
E-mail: mikaiel.harakian@nure.ua

Annotation: A method of estimates design and technological parameters of fibers with a complex structure of cross section in the drawing process are provides. The method is based on an optical method of nondestructive testing and built on the principle focusing method.

Samples of microstructured optical fibers with a single-layer structure of the air holes was experimentally investigated using the developed method control.

Keywords: TCP session, the dynamic model, stability, optimization, AQM-algorithm.

Протягом кількох останніх років більшість наукових груп активно удосконалювали методи моделювання нових оптичних волокон з метою отримання унікальних властивостей та якостей. При цьому аналіз та моделювання найнесподіваніших структур поперечного перерізу волокна призводили до появи чудових властивостей, властивих конкретному конструктивному рішенню. Так з'явилися оптичні волокна (ОВ) зі складною формою та структурою поперечного перерізу: фотонно-кристалічні або мікроструктуровані волокна, бреггівські волокна і т.д.

Мікроструктуровані оптичні волокна (МОВ) мають дуже складну структуру у поперечному перерізі, утворену регулярним або нерегулярним розташуванням повітряних отворів, паралельних осі волокна, і мають безліч унікальних властивостей, таких як можливість регулювання дисперсії та нелінійності, можливість отримання великих значень цих величин і можливість створення одномодового режиму для широкого інтервалу довжин хвиль.