

УДК 621.396.2:681.327.8

В. М. Лисогор, д. т. н., проф.;

Г. Л. Лисенко, к. т. н., доц.;

С. В. Шулле, асп.

ІНФОРМАЦІЙНІ МОДЕЛІ ОПТИМАЛЬНОГО КОДУВАННЯ БАГАТОПРОЦЕСОРНИХ ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ СИСТЕМ

Розроблено та досліджено інформаційні моделі оптимального кодування багатопроцесорних розподілених обчислювальних систем, каналів зв'язку як сукупності технічних засобів передачі інформації від об'єктів до адресатів і ліній зв'язку — середовища розповсюдження сигналів. Для дослідження використані рефлексні коди Грея, пристосовані для пакетної обробки інформації. Особлива увага приділена аналізу проблеми побудови теоретичних оцінок трудомісткості комунікаційних операцій.

Обґрунтування напрямків досліджень

Третє тисячоліття характеризується інтенсивним розвитком сучасних інформаційних технологій на основі багатопроцесорних розподілених обчислювальних систем. Словосполучення «інформаційні технології» проникли у всі сфери людської діяльності. Ми фактично звикли до класичного розуміння слова «технологія» у фізичному, хімічному, виробничому аспектах. Словосполучення «інформаційні технології» сьогодні вживається у всіх напрямках діяльності людини: технології навчання, технології виховання, технології лікування, технології діагнозу та прогнозу стану здоров'я людини, технології безпеки виробництв, фірм, груп спеціалістів-операторів, тощо. У всіх названих напрямках досліджень присутні ланцюги типу: об'єкти дослідження, первинні вимірювальні перетворювачі, шифратори інформації, модулятори, передатчики, канали зв'язку, приймачі, демодулятори, дешифратори, пристрої розділення інформації, адресати. У цьому сенсі важливим є необхідність розробки і впровадження у виробництво та сферу надання послуг оптимальних пристроїв і систем оптимального, ефективного, надійного кодування інформації багатопроцесорних обчислювальних систем, що побудовані на оптоелектронній елементній базі. Автори розрізняють використання каналів зв'язку як сукупності технічних засобів передачі інформації від об'єктів до адресатів і ліній зв'язку — середовища розповсюдження сигналів (наприклад, оптоволоконний кабель).

Для підвищення пропускної здатності будемо використовувати паралельні канали і лінії зв'язку для розв'язання задач ущільнення потоку інформації. Будемо розрізняти дуплексні, коли передбачається двостороння взаємодія між підсистемами, мережі і симплексні односторонні взаємодії між підсистемами мережі. Оптичні методи обробки та оптичні методи використання каналів і ліній зв'язку будемо розробляти і впроваджувати для створення багатопроцесорних розподілених обчислювальних систем.

Одним з перспективних напрямків розробки і дослідження багатопроцесорних розподілених обчислювальних систем є створення засобів побудови інформаційних моделей оптимального кодування на основі використання оптоволоконних пристроїв і кабелів.

Підсумовуючи вищесказане, стверджуємо, що тема публікації торкається важливої науково-практичної проблеми, яка чекає свого повного або часткового вирішення.

Огляд останніх публікацій і досліджень

Одним з фундаментальних результатів, які отримала всесвітньо відома лабораторія науково-дослідного обчислювального центру Московського Державного Університету (Росія) є дослідження інформаційних потоків з використанням двійкового рефлексного коду Грея, який пристосований для пакетної обробки інформації [1]. Фундаментальною також є монографія Е. Таненбаума, де досліджені розподілені багатопроцесорні системи з розглядом принципів та парадигм їх побудови [2]. Методи моделювання та оцінки якості і надійності програмного забезпечення розглянуті в монографії [3]. В підручнику Цимбала В. П. висвітлені основні положення теорії інформації, теорії і практики беззбиткового кодування, побудови ефективних кодів, оптимальних з точки зору міні-

мальної середньої довжини кодових слів [4]. В [5] наведені результати використання манчестерського коду. Розглянуті питання практичної проблематики паралельних обчислень, орієнтованих на використання сучасних багатопроцесорних архітектур кластерного типу в [6, 7].

Аналіз останніх досліджень і публікацій показує, що їх явно недостатньо, а тому тема публікації, яка пов'язана з розробкою і дослідженням інформаційних моделей оптимального кодування багатопроцесорних розподілених обчислювальних є актуальною.

Мета публікації — розробити і дослідити інформаційні моделі оптимального кодування багатопроцесорних розподілених обчислювальних систем, каналів зв'язку як сукупності технічних засобів передачі інформації від об'єктів до адресатів і ліній зв'язку, причому, для дослідження використати рефлексні коди Грея, які пристосовані для пакетної обробки інформації.

Викладення основних результатів

Нероздільні блочні (пакетні) коди є широкою групою двійкових кодів, в яких кожне повідомлення передається суворо визначеним набором символів і в залежності від способу розділення перевірочних символів поділяються на роздільні та нероздільні. В роздільних кодах інформаційні розряди і перевірочні позиції завжди розташовані на одних і тих же місцях. В нероздільних кодах визначення вірності прийнятого повідомлення виконується по кількісному співставленню визначених якісних ознак в переданих і прийнятих повідомленнях.

Таблиця 1

Код Грея та його еквіваленти в двійковій та десятковій системах числення

Число	Двійковий код	Код Грея	Число	Двійковий код	Код Грея
0	0000	0000	8	1000	1100
1	0001	0001	9	1001	1101
2	0010	0011	10	1010	1111
3	0011	0010	11	1011	1110
4	0100	0110	12	1100	1010
5	0101	0111	13	1101	1011
6	0110	0101	14	1110	1001
7	0111	0100	15	1111	1000

До нероздільних відносяться коди з постійною вагою, стохастичні коди, код Плоткіна. До цієї групи відноситься і код Грея, якому, самому по собі, не властива коректуюча надлишковість, але при відповідних обмеженнях можуть виявлятися одиночні помилки.

Код Грея є рефлексним кодом з двома якісними ознаками (табл. 1). В цьому коді кожна наступна комбінація відрізняється від попередньої одним символом. Такий код зручний у передачі інерційної телемеханічної інформації про процеси, що змінюються достатньо повільно. Якщо, використовуючи код Грея, в отриманому повідомленні одночасно змінюються декілька символів, то це говорить або про завади в каналі зв'язку, або про порушення режиму роботи об'єкта, який контролюється. В цьому випадку простий двійковий код використовувати незручно, тому що існує ситуація, коли символи попередньої комбінації відрізняються від кодових символів наступної комбінації всіма символами (наприклад, 3 — 011; 4 — 100; 7 — 0111; 8 — 1000; 15 — 01111; 16 — 10 000). У цьому розумінні порівняльний аналіз двох кодів свідчить про переваги використання коду Грея.

Окремий випадок узагальненого множинного розсилання є процедура перестановки (permutation), яка є операцією перерозподілу інформації між процесорами мережі, у якій кожний процесор передає повідомлення деякому визначеному процесору мережі. Конкретний варіант перестановки — циклічний q -зсув (circular q -shift), в якому кожний i -й процесор, $1 \leq i \leq n$, де n — загальна кількість процесорів, передає дані процесору з номером $(i + q) \bmod n$. Подібна операція зсуву часто використовується для організації матричних обчислень.

Оскільки виконання циклічного зсуву для кільцевої топології може бути забезпечене за допомогою простих алгоритмів передачі даних, розглянемо можливі способи виконання цієї комунікаційної операції для двох топологій: решітки-тору та гіперкубу для різних способів передачі даних. Передача повідомлень для алгоритму циклічного зсуву топології решітки-тору полягає в перенумерованні рядків решітки від 0 до $n - 1$. На першому етапі організуємо циклічний зсув з кроком $\lfloor q/\sqrt{n} \rfloor$ для кожного

рядка окремо. Якщо, реалізуючи такий зсув, повідомлення передаються через праві границі рядків, то після виконання такої передачі необхідно здійснити компенсаційний зсув вгору на 1 для процесорів першого стовпця решітки. На другому етапі реалізуємо циклічний зсув вгору з кроком $\lfloor q/\sqrt{n} \rfloor$ для кожного стовпця решітки. Загальна тривалість всіх операцій розсилань визначається співвідношенням

$$t_{\text{нд}} = (t_n + mt_k) \left(2 \lfloor \sqrt{n}/2 \rfloor + 1 \right), \quad (1)$$

де $t_{\text{нд}}$ — час пересилки даних розміром m ; t_n — початкове значення часу; t_k — час передачі слова даних по одному каналу.

Для гіперкуба алгоритм циклічного зсуву може бути отриманий шляхом логічного зображення топології гіперкуба у вигляді кільцевої структури. Для одержання такого зображення встановимо взаємо-однозначну відповідність між вершинами кільця і гіперкуба. Необхідну відповідність реалізуємо за допомогою висвітленого вище коду Грея, який використовуємо для визначення процесорів гіперкуба, що відповідають конкретним вершинам кільця. Для прикладу, на рис. 1 показано вигляд гіперкуба розмірності $N=3$ з уточненням для кожного процесора гіперкуба відповідної вершини кільця. Позитивною властивістю вибору такої відповідності є такий факт: для будь-яких двох вершин у кільці, відстань між якими дорівнює $l = 2i$ для деякого значення i , шлях між відповідними вершинами в гіперкубі містить тільки дві лінії зв'язку (за винятком випадку $i = 0$, коли шлях у гіперкубі має одиничну довжину).

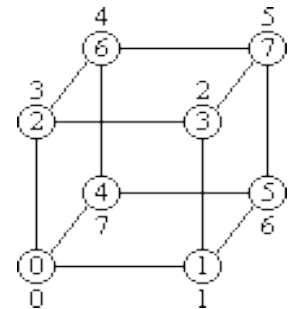


Рис. 1. Схема відображення гіперкуба на кільце (у кружках подані номери процесорів гіперкуба)

Зобразимо величину зсуву q у вигляді двійкового коду. Кількість ненульових позицій коду визначає кількість етапів у схемі реалізації операції циклічного зсуву. На кожному етапі виконується операція зсуву з величиною кроку, обумовленою найстаршою ненульовою позицією значення q . Так, для вихідної величини зсуву $q = 5 = 101_2$, на першому етапі виконується зсув з кроком 4, на другому етапі крок зсуву дорівнює 1. Виконання кожного етапу, крім зсуву, з кроком 1 складається з передачі даних по шляху, що включає дві лінії зв'язку. Як результат, верхня оцінка тривалості виконання операції циклічного зсуву визначається моделлю

$$t_{\text{нд}} = (t_n + mt_k) (2 \log n - 1). \quad (2)$$

Використання пересилання пакетів підвищить ефективність виконання операції циклічного зсуву для топології гіперкуба. Реалізація всіх необхідних комунікаційних дій у цьому випадку буде забезпечена відправленням кожним процесором усім процесорам даних безпосередньо. Використання методу покоординатної маршрутизації дозволить уникнути колізій при використанні ліній передачі даних, коли кожний момент часу для заданого каналу буде існувати не більше одного готового для відправлення повідомлення. Довжина найбільшого шляху такого розсилання даних визначається як $\log n - \gamma(q)$, де $\gamma(q)$ — найбільше ціле значення j таке, що 2^j є дільник величини зсуву q . Тоді тривалість операції циклічного зсуву буде визначена за допомогою моделі

$$t_{\text{нд}} = t_n + mt_k + t_c (\log n - \gamma(q)). \quad (3)$$

Для повідомлень великих розмірів часом передачі службових даних t_c можна знехтувати, тоді і час виконання операції буде визначатись так:

$$t_{\text{нд}} = t_n + mt_k. \quad (4)$$

Як показав аналіз основних комунікаційних операцій, ряд алгоритмів передачі даних допускає простіший спосіб реалізації міжпроцесорних з'єднань. Як результат, важливим моментом організації паралельних обчислень є можливість логічного представлення різноманітних топологій на основі конкретних (фізичних) міжпроцесорних структур. Способи логічного зображення топологій характеризуються такими трьома основними характеристиками:

— ущільнення дуг (congestion), визначене як максимальна кількість дуг логічної топології, які відображені в одну лінію передачі фізичної топології;

— подовження дуг (dilation), визначене як шлях максимальної довжини фізичної топології, на якій відображена дуга логічної топології;

— збільшення вершин (expansion), розраховується як відношення кількості вершин у фізичній і логічній топологіях.

Розглянемо нижче підходи логічного зображення топологій, що характеризуються одиничними показниками ущільнення і подовження дуг. Встановлення відповідності між кільцевою топологією і гіперкубом реалізуємо за допомогою двійкового рефлексивного коду Грея $G(i, N)$ (binary reflected Gray code), визначеного відповідно до виразів

$$G(0,1) = 0; \quad G(1,1) = 1; \quad G(i, s+1) = \begin{cases} G(i, s), & i < 2^s; \\ 2^s + G(2^{s+1} - 1 - i, s), & i \geq 2^s; \end{cases} \quad (5)$$

де i — задає номер значення в коді Грея, а N — довжина цього коду. Для ілюстрації підходу в таблиці 2 показане відображення кільцевої топології на гіперкуб для мережі з $p = 8$ процесорів.

Таблиця 2

Відображення кільцевої топології на гіперкуб за допомогою коду Грея

Код Грея для $N = 1$	Код Грея для $N = 2$	Код Грея для $N = 3$	Номери процесорів	
			гіперкуба	кільця
0	00	000	0	0
1	01	001	1	1
	11	011	3	2
	10	010	2	3
		110	6	4
		111	7	5
		101	5	6
		100	4	7

Важливою властивістю коду Грея є той факт, що сусідні значення $G(i, N)$ і $G(i + 1, N)$, які розрізняються між собою, мають тільки одну бітову позицію. Як результат, сусідні вершини в кільцевій топології відображаються на сусідні процесори в гіперкубі. Відображення топології решітка на гіперкуб виконуємо в рамках підходу, використаного для кільцевої структури мережі. Тоді для відображення решітки $2^r \times 2^s$ на гіперкуб розмірності $N = r + s$ можна прийняти таке правило, що елементу решітки з координатами (i, j) , буде відповідати процесор гіперкуба з номером $G(i, r) \parallel G(j, s)$, де операція \parallel означає конкатенацію кодів Грея. В кластерних обчислювальних системах одним із широко застосованих способів побудови комунікаційного середовища є концентратори (hub), або перемикачі (switch), для об'єднання вузлів кластера в єдину обчислювальну мережу. У цьому випадку топологія мережі кластера є повним графом, у якому є певні обмеження на одночасність виконання комунікаційних операцій. Так, з використанням концентраторів передача даних у кожний поточний момент часу може виконуватися тільки між двома процесорними вузлами. Перемикачі можуть забезпечувати взаємодію декількох непересічних пар процесорів.

Інший метод, який часто застосовується при створенні кластерів, полягає у використанні методу передачі пакетів, реалізованого на основі протоколу TCP/IP.

Вибираючи кластери для подальшого аналізу топології у вигляді повного графа, трудомісткість операції комунікації між двома процесорними вузлами може бути оцінена відповідно моделі (модель А з таблиці 3)

$$t_{\text{пд}}(m) = t_n + mt_k + t_c. \quad (6)$$

Таблиця 3

Оцінка відносних похибок моделей трудомісткості операцій передачі даних

Обсяг повідомлення, байт	Час передачі даних, мкс	Похибка теоретичної оцінки часу виконання операції передачі даних		
		Модель А	Модель Б	Модель В
32	172,0269	—16,36 %	3,55 %	— 12,45 %
64	172,2211	— 17,83 %	0,53 %	— 13,93 %
128	173,1494	— 20,39 %	— 5,15 %	— 16,50 %
256	203,7902	— 7,70 %	0,09 %	— 4,40 %
512	242,6845	0,46 %	— 1,63 %	3,23 %
1024	334,4392	14,57 %	0,50 %	16,58 %
2048	481,5397	22,33 %	5,05 %	23,73 %
4096	770,6155	28,55 %	18,13 %	29,42 %

Оцінка (6) випливає з співвідношень для методу передачі пакетів для одиначної довжини шляху передачі даних, тобто для $l = 1$. Враховуючи можливість подібного підходу, можна зауважити, що в рамках розглянутої моделі час підготовки даних t_n є постійним і не залежним від обсягу переданих даних. Час передачі службових даних t_c не залежить від кількості переданих пакетів тощо. Ці припущення не повною мірою відповідають дійсності і часові оцінки, що отримуються в результаті використання моделі, не зможуть мати необхідну точність.

З урахуванням всіх наведених зауважень, модель побудови часових оцінок може бути уточнена. У рамках нової розширеної моделі трудомісткість передачі даних між двома процесорами визначається у відповідності з таким виразом (модель Б з таблиці 3)

$$t_{\text{пл}} = \begin{cases} t_{\text{пoch}_0} + mt_{\text{пoch}_1} + (m + V_c) t_c, & n = 1; \\ t_{\text{пoch}_0} + (V_{\text{max}} - V_c) t_{\text{пoch}_1} + (m + V_c n) t_c, & n > 1, \end{cases} \quad (7)$$

де $n = \lceil m / (V_{\text{max}} - V_c) \rceil$ є кількість пакетів, на яку розбивається повідомлення, величина V_{max} визначає максимальний розмір пакета, що може бути доставлений у мережі. Для операційної системи MS Windows у мережі Fast Ethernet $V_{\text{max}} = 1500$ байт, а V_c — обсяг службових даних у кожному з пакетів, що пересилаються. Для протоколу TCP/IP, ОС Windows 2000 і мережі Fast Ethernet $V_c = 78$ байт. Потрібно звернути увагу також на те, що в поданих співвідношеннях константа $t_{\text{пoch}_0}$ характеризує апаратну складову латентності і залежить від параметрів використаного обладнання мережі, значення $t_{\text{пoch}_1}$ задає час підготовки одного байта даних для передачі в мережі. Як результат, величина латентності

$$t_{\text{п}} = t_{\text{пoch}_0} + \nu t_{\text{пoch}_1}, \quad (8)$$

збільшується лінійно в залежності від обсягу переданих даних. При цьому передбачається, що підготовка даних для передачі другого і всіх подальших пакетів може бути об'єднана з пересиланням по мережі попередніх пакетів і латентність, тим самим, не може перевищувати значення величини

$$t_{\text{п}} = t_{\text{пoch}_0} + (V_{\text{max}} - V_c) t_{\text{пoch}_1}. \quad (9)$$

Крім латентності, у запропонованих виразах для оцінки трудомісткості комунікаційної операції уточнене правило обчислення часу передачі даних $(m + V_c n) t_c$, що дозволяє тепер враховувати ефект збільшення обсягу переданих даних зі зростанням числа пакетів за рахунок додавання службової інформації (заголовків пакетів).

Завершуючи аналіз проблеми побудови теоретичних оцінок трудомісткості комунікаційних операцій, наголосимо, що для практичного застосування запропонованих моделей, необхідно виконати також оцінку їх параметрів. Тому корисним може бути використання і простіших способів обчислення часових втрат на передачу даних. Серед відомих схем подібного виду модель, у якій трудомісткість операції комунікації між двома процесорними вузлами кластера оцінюється так (модель В в таблиці 3):

$$t_{\text{пл}}(m) = t_n + m/R, \quad (10)$$

де R — пропускна здатність мережі передачі даних.

Для перевірки адекватності розглянутих моделей реальних процесів передачі даних розглянемо результати проведених експериментів у мережі багатопроцесорного кластера (комп'ютери IBM PC Pentium 4 1300 МГц, 256 МВ RAM, 10/100 Fast Ethernet card). У проведенні експериментів для реалізації комунікаційних операцій використовувалася бібліотека MPI [1].

Частина експериментального матеріалу виконана для оцінки параметрів моделей:

— значення латентності t_n для моделей А, В оцінювалось як час передачі повідомлень нульової довжини;

— величина пропускної здатності R прирівнювалась максимальній швидкості передачі, тобто

$$R = \max_m (t_{\text{пл}}(m)/m); \quad (11)$$

— значення величин $t_{\text{пoch}_0}$ і $t_{\text{пoch}_1}$ оцінювались за допомогою лінійної апроксимації часу передачі повідомлень розміру від 0 до V_{max} .

У ході експериментів здійснювалася передача даних між двома процесорами кластера, розмір

переданих повідомлень варіювався від 0 до 8 Мб. Для одержання більш точних оцінок виконання кожної операції, вони здійснювалися багаторазово (більше 100000 разів), після чого результати тимчасових вимірів усереднювалися. Для ілюстрації наведемо результати одного експерименту, в проведеному якого розмір переданих повідомлень змінювався від 0 до 1500 байт з кроком 4 байти.

У таблиці 3 наводяться числові значення похибок моделей трудомісткості комунікаційних операцій, де величина похибки є відносною до реального часу виконання операції передачі даних.

Висновки

Розроблено та досліджено інформаційні моделі оптимального кодування багатопроцесорних розподілених обчислювальних систем, каналів зв'язку як сукупності технічних засобів передачі інформації від об'єктів до адресатів і ліній зв'язку — середовища розповсюдження сигналів. Для дослідження використані рефлексні коди Грея, пристосовані для пакетної обробки інформації. Особлива увага приділена аналізу проблеми побудови теоретичних оцінок трудомісткості комунікаційних операцій.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Основные классы современных параллельных компьютеров, Лаборатория НИВЦ МГУ. Режим доступа: <http://www.parallel.ru/computers/classes.html>
2. Таненбаум Э. Распределенные системы: принципы и парадигмы. — С-Пб.: Питер, 2003. — 877 с.
3. Марченко В. С., Скляр В. В., Тарасюк О. М. Методы моделирования и оценки качества и надежности обеспечения. — Харьков: НАУ «Харьковский авиац. институт», 2004. — 159 с.
4. Цымбал В. П. Теория информации и кодирования. — Киев: Вища школа, 1982. — 304 с.
5. Семенов А. Б. Волоконная оптика в локальных и корпоративных сетях связи. — М.: КомпьютерПресс, 1998. — 302 с.
6. Гришагин А. В. Повышение производительности коллективных операций МРІСН-2 // Материалы Четвертого Международного научно-практического семинара «Высокопроизводительные параллельные вычисления на кластерных системах» / Под ред. В. А. Сойфера. — Самара: 30.09 — 2.10.2004. — С. 66—70.
7. Высокопроизводительные параллельные вычисления на кластерных системах. Материалы шестого Международного научно-практического семинара. Том 2 / Под ред. Р. Г. Стронгина. С-Пб: Изд-во Санкт-Петербургского госуниверситета, 2007. — 255 с.

Матеріали статті рекомендовані до опублікування оргкомітетом III Міжнародної науково-технічної конференції «Сучасні проблеми радіоелектроніки, телекомунікацій та приладобудування (СПРТП-2007)» (31.05—2.06.2007 р.)

Надійшла до редакції 30.09.07
Рекомендована до друку 04.10.07

Лисогор Василь Микитович — професор кафедри аграрного менеджменту.

Вінницький державний аграрний університет;

Лисенко Геннадій Леонідович — доцент, **Шуллє Сергій Вікторович** — аспірант.

Кафедра лазерної та оптоелектронної техніки, Вінницький національний технічний університет