УДК 681.3

В.П. Гамаюн, д-р техн. наук, проф.
С.В. Кучма, студ.

МЕТОДИ ПЕРЕТВОРЕННЯ БАГАТОРЯДНОГО КОДУ

Запропоновано метод перетворення багаторядного коду з вирівнюванням порозрядних сум. Описано спосіб розподілу порозрядних сум. Наведено отримані статистичні дані за результатами вирівнювання порозрядних сум.

Вирішення проблеми підвищення продуктивності засобів обчислювальної техніки буде визначати новий рівень розвитку структур і способів обробки інформації. Переважним у сфері розвитку архітектур високопродуктивних ЕОМ і систем став паралельний принцип перетворення інформації, розроблено та впроваджено паралельні ансамблі обробних елементів, конвеєрні, систолічні, матричні та інші структури. Загальною властивістю перерахованих структур є велика кількість операційних (процесорних) елементів (ОЕ), що є наслідком не тільки застосування принципу паралельності, а й використання бінарних обчислювальних структур для побудови ОЕ. В операційних елементах з набором бінарних операцій реалізується обробка не більше, як двох операндів, і при розв'язанні задач з великими масивами даних бінарні структури накладають деякі обмеження на організацію більш швидкісних обчислень і є, таким чином, одним з факторів екстенсивного розвитку паралельних обчислювальних засобів.

Зазначені обмеження можна виключити при використанні інших обчислювальних структур для побудови ОЕ, застосування яких дозволяє перейти до багатооперандної чи макрооператорної організації обчислень [1]. Макрооператорний підхід полягає в реалізації операції чи набору операцій над блоком даних (кількість яких більше двох: 4, 8, 16, 32 і т.д.) у єдиному операційному циклі – однотактному чи багатотактному, але з обов'язковим визначенням значущих (ненульових) розрядів результату в кожній фазі циклу. Макрооператорний підхід може бути реалізовано при наявності багатооперандних структур і способів обробки, що відповідають даному підходу. Застосування не бінарних, а багатооперандних структур у ряді випадків адекватніше відображає властивості задач з великими масивами даних, і актуальною є розробка способів обчислень конкурентноздатних паралельним і орієнтованих на багатооперандні структури.

Багаторядні коди застосовуються в цифровій обчислювальній техніці. При їхньому перетворенні в однорядні у більшості випадків використовується метод почергового додатка кожного доданка до суми попередніх.

Перетворення багаторядного коду в однорядний здійснюється обчисленням порозрядних сум (розрядних зрізів) сукупності доданків $A_1, A_2, A_3, A_4,\ldots A_m$ [2], що задовольняють рівності:

$$C = \sum_{j=1}^{m} A_j \,. \tag{1}$$

Доданки зображені в позиційній системі числення:

$$A_j = \sum_{i=1}^{n} a_{ij} r^{-i} , \tag{2}$$

де n – кількість розрядів A_j; a_{ij} – одне з чисел $0, 1, 2, \ldots, r$-1; r – основа системи числення, причому $r \geq 2$.

Підставивши формулу (2) у рівняння (1) і змінивши порядок підсумовування, одержимо:

$$C = \sum_{i=1}^{n} r^{-i} \sum_{j=1}^{m} a_{ij} \,.$$

Мінімальну кількість розрядів, необхідну для зображення порозрядної суми $\sum_{j=1}^{m} a_{ij}$ у системі числення з основою r, позначимо m'. У зв'язку з єдністю цієї суми з виразом

$$\sum_{j=1}^{m} a_{ij} \le m(r-1)$$

випливає, що m – найменше число, що задовольняє нерівності

$$m(r-1) \le r^{m'} - 1. \qquad (3)$$

Розв'язавши нерівність (3), одержимо:

$m' =]\log_r (m(r-1)+1)[$.

Величина $]\cdot[$ дорівнює найближчому цілому числу.

На наступному кроці m' – рядний код числа C можна перетворити в код з такою кількістю доданків:

$m'' <]\log_r (m'(r-1)+1)[$ і т.д.

Після кожного кроку перетворення число рядів у коді буде зменшуватися до тих пір, поки чергове не виявиться розв'язком нерівності:

$$\widetilde{m} \le]\log_r (m(r-1)+1)[. \qquad (4)$$

У статті [3] показано, що розв'язком нерівності (4) є значення $\widetilde{m}_1$=1 і $\widetilde{m}_2$=2. Отже, число рядів у коді буде зменшуватися доти, поки не стане рівним двом. Кількість кроків S, необхідне для перетворення m-рядного коду в дворядний, можна обчислити на основі виразу (3). Для оцінки ефективності методу наведемо дані порівняння з кількістю кроків при паралельному способі перетворення (1) у дворядний код S_n , які отримані при $r = 2$ (табл. 1).

Таблиця 1

Значення m	3	7	127	255	511	1023	2047
S	1	2	3	4	4	4	4
S_n	1	3	6	7	8	9	10

Кожному $к$-му кроку перетворення m-рядного коду у дворядний повинна відповідати група блоків, які виконують цей крок і являють собою $к$-ярус пристрою. Перетворення дворядного коду в однорядний виконується паралельним $(n + m)$-розрядним суматором, який є $(S$+1)-м ярусом пристрою.

Аналізуючи можливості способу, слід зазначити, що виконувана згортка кодів розрядних зрізів у суму найбільш ефективна на перших кроках перетворення. Так, при m = 511 за перший крок вихідний код зменшується до m' = 9, за другий – до m'' = 4, за третій і четвертий – до трьох та двох відповідно. Різке зменшення розмірності коду на початковому етапі обробки та уповільнення на наступних є недоліком цього способу, що знижує його застосування. Порівнюючи його з методами паралельної обробки, коли на кожному кроці перетворення розмірність багаторядного коду зменшується в два рази, необхідно відзначити, що виграш на початковому етапі складає десятки разів, а на наступних – одиниці. У табл. 2 наведено співвідношення для розмірності кодів, одержуваних на кожному етапі перетворення зазначеними способами.

Таблиця 2

Номер етапу	m=127			m=511		
	mS	mS_n	mS_n/m	m	mS_n	MS_n/m
1	7	63	9	9	255	27
2	4	32	8	4	128	32
3	3	16	5	3	64	21
4	2	8	4	2	32	16

Примітка. m – розмірність коду при обробці за способом Храпченка; mS_n – розмірність кодів при обробці паралельними методами.

Багаторядний код можна перетворити в код з меншою кількістю розрядів у такий спосіб. Порозрядну суму $\sum_{j=1}^{m} a_{ij}$ позначимо через k_i, цілу частину від ділення k_i на основу системи числення r – через w_i, а залишок – через f_i. Результатом перетворення будуть суми S_i. Алгоритм перетворення подано на рис.1.

Розглянемо приклад перетворення для $n = 6$, $r = 2$:

			10	13	7	10	9	12
			0	1	1	0	1	0
		4	6	3	5	4	6	
		0	0	1	1	0	0	
	2	3	1	2	2	3		
	0	1	1	0	0	1		
1	1	0	1	1	1			

Результатом перетворення буде сума всіх S_i, отриманих на кожному етапі, та останніх k_i:

			0	1	1	0	1	0
		0	0	1	1	0	0	
	0	1	1	0	0	1		
1	1	0	1	1	1			
1	1	1	2	3	3	1	1	0

У результаті перетворення число рядів у коді зменшилося з 13 до 3.

Кількість кроків, виконуваних при перетворенні, можна значно зменшити, якщо перед перетворенням розподілити порозрядні суми k_i між собою:

1) кожне з k_i подамо у вигляді суми:

$$k_i\, r^i = a \sum_{l=0}^{n} \frac{1}{r^{i-l}};$$

2) обчислимо цілу частину від ділення

$$a = \left[\frac{\sum_{l=0}^{n} \frac{1}{r^{i-l}}}{k_i\, r^i} \right]$$

і запишемо цю частину в усі розряди;

3) дробову частину в r – вигляді запишемо, починаючи з молодшого розряду;

4) кроки 2, 3 повторимо для всіх k_i.

Результатом перетворення кожного k_i буде сума цілих частин і залишків, отриманих на кожному етапі та розрахованих по i-му стовпці.

Після такого перетворення можна відняти загальну для всіх k_i частину (найменше з k_i), а всю подальшу роботу проводити з частиною, що залишилася.

Розглянемо приклад перетворення для $n = 8$, $r = 2$:

Вихідне число	94	53	60	18	49	96	16	77
Для k_7	47	47	47	47	47	47	47	47
	0	0	1	0	1	1	1	1
Для k_6	13	13	13	13	13	13	13	13
	0	1	0	0	1	1	0	1
Для k_5	7	7	7	7	7	7	7	7
	1	0	0	0	0	1	1	1
Для k_4	1	1	1	1	1	1	1	1
	0	0	1	0	0	0	0	1
Для k_3	1	1	1	1	1	1	1	1
	1	0	0	0	1	0	0	1
Для k_2	1	1	1	1	1	1	1	1
	1	0	0	0	0	0	0	1
Для k_1	0	0	0	0	0	0	0	0
	0	0	1	0	0	0	0	0
Для k_0	0	0	0	0	0	0	0	0
	0	1	0	0	1	1	0	1
Результат	73	72	73	70	74	74	72	77

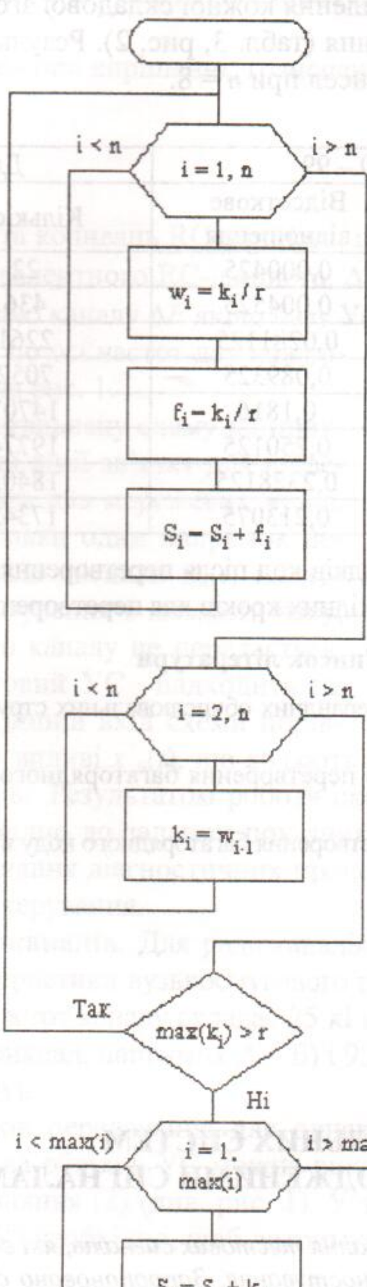

Рис. 1. Алгоритм перетворення багаторядного коду в однорядний

Рис. 2. Відхилення складових порозрядної суми від мінімальних

Приведемо статистичні дані з відхилення кожної складової згорнутої порозрядної суми від мінімальних після виконання перетворення (табл. 3, рис. 2). Результати отримано на основі обробки 10^3 двозначних і 10^3 тризначних чисел при $n = 8$.

Таблиця 3

Відхилення	Для чисел 0 – 99		Для чисел 100 – 999	
	Кількість	Відсоткове відношення	Кількість	Відсоткове відношення
+7	34	0,000425	22	0,000275
+6	362	0,004525	436	0,00545
+5	2249	0,0281125	2261	0,0282625
+4	7146	0,089325	7052	0,08815
+3	14528	0,1816	14707	0,1838375
+2	20010	0,250125	19774	0,247175
+1	18625	0,2328125	18403	0,2300375
0	17046	0,213075	17345	0,2168125

З табл. 3 видно, що в більшості випадків код після перетворення стає трирядним. Це доводить, що відповідно зменшиться і кількість необхідних кроків для перетворення його в однорядний.

Список літератури

1. *Гамаюн В.П.* Про розвиток багатооперандних обчислювальних структур // УСиМ. – 1990. – № 4.– С. 31–33.

2. *Гамаюн В.П.* Спосіб прискореного перетворення багаторядного коду в однорядний // УСиМ. – 1995. – № 4/5. – С. 10–14.

3. *Храпченко В.М.* Про один спосіб перетворення багаторядного коду в однорядний // Докл. АН СРСР. – 1963. – 148, № 2. – С. 296–299.

Стаття надійшла до редакції 12.06.02.

УДК 358.111.6

ББК 3880-012

О.А. Тарасов, інж.

ДІАГНОСТУВАННЯ БАГАТОКАНАЛЬНИХ СИСТЕМ ПЕРЕДАВАННЯ ІНФОРМАЦІЇ УЗГОДЖЕНИМИ СИГНАЛАМИ

Розглянуто базові принципи застосування тестових сигналів, які є узгодженими з тими каналами зв'язку, що є об'єктами діагностування. Запропоновано схеми моделей діагностування для сучасних і перспективних багатоканальних систем передавання інформації з частотним і часовим мультиплексуванням.

Вступ. Результати досліджень, що отримані в Національному авіаційному університеті, дозволяють запропонувати кілька основних принципів застосування узгоджених сигналів (УС) для діагностування каналів зв'язку в існуючих і перспективних мережах електрозв'язку [1; 2; 3]. Розглянемо основні типи фізичних каналів зв'язку первинної мережі.

Діагностування проводових каналів. При діагностуванні проводових каналів зв'язку основним діагностичним параметром є форма сигналу-відгуку, який утворюється в процесі перетворення в каналі тестового УС. Для прикладу розглянемо лінію зв'язку, що складає з восьми частотних інтервалів із смугою 4 кГц кожний. Для визначення технічного стану каналів зв'язку, на кожний з них відповідно до застосовуваних протоколів зв'язку й алгоритмів діагностування подається тестовий УС. Форма тестових УС задається виразом [4]:

$$u_j(t) = U_{mj} \sin 2\pi f_j (t_k - t), \qquad (1)$$