

2. W. N. Venables та B. D. Ripley (2002). *Modern Applied Statistics with S* (вид. четверте). Springer. ISBN 978-0-387-95457-8.
3. Рей У. *Методи управління технологічними процесами* / Пер. с англ. – М.: Мир, 1983. – 368 с.
4. Алиев Р.А. *Промышленные инвариантные системы автоматического управления*. – М.: Энергия, 1971. – 112 с.
5. Липатов Л.Н. *Типовые процессы химической технологии как объекты управления*. – М.: Химия, 1973. – 320 с.
6. Остром К., Виттенмарк Б. *Системы управления с ЭВМ* / Пер. с англ. – М.: Мир, 1987. – 480 с.
7. Yuz J.I., Goodwin G.C. *Sampled-data models for linear and nonlinear system*. – London: Springer-Verlag, 2014. – 289 с.

УДК 681.03

## **МЕТОД ПІДВИЩЕННЯ ШВИДКОДІЇ КОНТРОЛЮ І КОРЕКЦІЇ ПОМИЛОК У МОДУЛЯРНІЙ АРИФМЕТИЦІ**

**М.Ю. Литвин**, *магістрант*

**А.С. Янко**, *к.т.н.*

*Полтавський національний технічний університет імені Юрія Кондратюка*

Для застосування методів контролю та перешкодостійкого кодування диктується вимогами підвищення ефективності обробки цифрової інформації. Адже будь-яка система є сама по собі системою передачі й обробки інформації, постійно відбувається циркуляція інформації. Хоча в немає довгих ліній передач, але зате за наявними в ній щодо коротким лініях інформація циркулює з величезною швидкістю і у великих кількостях. Якщо прийняти якусь умовну одиницю, наприклад проходження одним двійковим розрядом одного сантиметра шляху, то в цих умовних одиницях робота однієї обчислювальної машини середньої продуктивності за фіксований інтервал часу передачі інформації буде порівнянна з роботою за такий же інтервал ряду великих ліній передачі інформації [1].

У цьому аспекті з точки зору тільки передачі інформації виникає важливе завдання забезпечення достовірності великого потоку інформації. У систем повинна бути забезпечена ще й достовірність арифметичної і логічної обробки інформації. Практично без застосування методів спеціального кодування забезпечення достовірності в обчислювальній досягається подвійним прорахунком для виявлення правильності чи неправильності результатів вирішення завдань і трійним прорахунком у випадку виявленого розходження для вибору

правильного результату за співпадаючими даними. Такий шлях забезпечення достовірності зменшує продуктивність удвічі. Звідси зрозуміло, що забезпечення достовірності будь-якими методами, відмінними від зазначених повторних прорахунків, прямо і безпосередньо пов'язано зі збільшенням як для користувача [2].

Існують декілька основних методи контролю і корекції помилок інформації в модулярній арифметиці (МА). Більш детально буде розглянутий метод підвищення швидкодії контролю і корекції помилок у МА [3]. Даний метод складається з послідовності наступних операцій.

*Перший етап.* Вихідне число, що перевіряється  $A=A^{(0)}=(a_1^{(0)}, a_2^{(0)}, \dots, a_i^{(0)}, a_{i+1}^{(0)}, \dots, a_n^{(0)}, a_{n+1}^{(0)})$  послідовно приводиться до вигляду  $A^{(H)} = (0, 0, \dots, 0, 0, \lambda_{n+1})$  за допомогою такої послідовності операцій віднімань, яка не приведе до виходу числового значення числа  $A(0)$  за робочий діапазон  $[0, M)$  МА. Як наголошувалося раніше, ця операція в МА називається нулевізацією, і полягає в послідовному відніманні (по одному з основ МА) з вихідного числа  $A(0)$  мінімальних чисел, так званих констант нулевізації ( $KH(i)$ ) вигляді:

$$KH^{(1)} = (t_{1,1}, t_{2,1}, t_{3,1}, \dots, t_{n,1}, t_{n+1,1}), t_{1,1} = \overline{1, m_1 - 1};$$

$$KH^{(2)} = (0, t_{2,2}, t_{3,2}, \dots, t_{n,2}, t_{n+1,2}), t_{2,2} = \overline{1, m_2 - 1};$$

$$KH^{(3)} = (0, 0, t_{3,3}, \dots, t_{n,3}, t_{n+1,3}), t_{3,3} = \overline{1, m_3 - 1};$$

$$KH^{(i)} = (0, 0, \dots, 0, t_{i,i}, t_{i+1,i}, \dots, t_{n,i}, t_{n+1,i}), t_{i,i} = \overline{1, m_i - 1};$$

$$KH^{(n)} = (0, 0, \dots, 0, t_{n,n}, t_{n+1,n}), t_{n,n} = \overline{1, m_n - 1}.$$

У цьому випадку число  $A=A^{(0)}=(a_1^{(0)}, a_2^{(0)}, \dots, a_i^{(0)}, a_{i+1}^{(0)}, \dots, a_n^{(0)}, a_{n+1}^{(0)})$  послідовно приводиться до вигляду  $A$ , тобто:

$$A=A^{(0)}=(a_1^{(0)}, a_2^{(0)}, \dots, a_i^{(0)}, a_{i+1}^{(0)}, \dots, a_n^{(0)}, a_{n+1}^{(0)})$$

$$A^{(1)}=(0, a_2^{(1)}, a_3^{(1)}, \dots, a_n^{(1)}, a_{n+1}^{(1)}),$$

$$A^{(2)}=(0, 0, a_3^{(2)}, \dots, a_n^{(2)}, a_{n+1}^{(2)}),$$

$$A^{(3)} = (0, 0, 0, a_4^{(3)}, \dots, a_n^{(3)}, a_{n+1}^{(3)}).$$

Продовжуючи віднімання  $n$  разів набудемо значення  $A^{(H)} = (0, 0, \dots, 0, a_{n+1}^{(n)})$  або  $A^{(H)} = (0, 0, \dots, 0, \gamma_{n+1})$  де  $\gamma_{n+1} = a_{n+1}^{(n)}$ . Спільна схема віднімання  $A^{(i)} = A^{(i-1)} - KH^{(i)}$  представлена в наступному вигляді:

$$A^{(i-1)} = (0, 0, \dots, 0, a_i^{(i-1)}, a_{i+1}^{(i-1)}, \dots, a_n^{(i-1)}, a_{n+1}^{(i-1)})$$

$$- KH^{(i)} = (0, 0, \dots, 0, a_i^{(i-1)}, t_{i+1,i}, \dots, t_{n,i}, t_{n+1,i})$$

$$A^{(i)} = [0, \dots, 0, [a_i^{(i-1)} - a_i^{(i-1)}] \bmod m_i, [a_{i+1}^{(i-1)} - t_{i+1,i}] \bmod m_{i+1}, \dots, [a_{n+1}^{(i-1)} - t_{n+1,i}] \bmod m_{n+1}],$$

Позначивши час вибірки  $KH$  з відповідного блоку нулевізації (БН) як  $t_1$ , а час віднімання з числа  $A^{(i-1)}$  константи  $KH^{(i)}$ , тобто виконання операції  $A^{(i)} = A^{(i-1)} - KH^{(i)}$  через параметр  $t_2$ , отримаємо спільний час виконання операції нулевізації у вигляді:

$$T_{n,i} = n(t_1 + t_2).$$

При виконанні БН в табличному варіанті можна передбачити, що практично  $t_1 = t_2 = \tau$ . В цьому випадку для методу ВІН час нулевізації дорівнює значенню  $T_{n,i} = 2n\tau$ , де:  $\tau$  – час віднімання з числа  $A^{(i-1)}$  константи нулевізації  $KH(i)$ ;  $n$  – кількість інформаційних основ МА [4].

*Другий етап.* Після знаходження на першому етапі значення  $\gamma_{n+1}$ , на другому етапі

проводиться порівняння з нулем цього значення  $\gamma_{n+1}$ . Якщо  $\gamma_{n+1} = 0$  число  $A$  знаходиться в діапазоні  $[0, M)$ , то робиться висновок, що число  $A$  не спотворено (правильне), тобто помилок немає. Якщо  $\gamma_{n+1} \neq 0$  (число  $A$  не знаходиться в діапазоні  $[0, M)$ , те число  $A$  спотворено (неправильне), тобто присутня помилка по одному з підстав (модулів)  $m_i$   $MA$  [5].

Спільний час  $T_l$  виявлення помилки визначається як  $T_l = T_{nl} + T_{cl}$ , де  $T_{cl}$  – час порівняння значення  $\gamma_{n+1}$  з нулем. Практично час  $T_{cl}$  порівняння виконується за один такт, в цьому випадку можна вважати, що  $T_l T_{nl} = 2n \approx \tau$ .

### Список літератури

1. Акушкин, И. Я. Машинная арифметика в остаточных классах / И. Я. Акушкин, Д. И. Юдицкий. – М.: Радио и связь, 1968. – 444 с..
2. Сиора, А. А. Отказоустойчивые системы с версионно-информационной избыточностью в АСУ / А. А. Сиора, В.А Краснобаев, В.С. Харченко. – ТП: Монография. - Х.: МОН, НАУ им. Н.Е. Жуковского (ХАИ), 2009. 320с.
3. Лосев, Ю. И. Методы и модели обмена информацией в распределенных адаптивных вычислительных сетях с временной параметризацией параллельных процессов / Ю. И. Лосев, С. И. Шматов, К. М. Руккас. – Х.: ХНУ им. В. Н. Каразина, 2011. – 204 с.
4. Янко, А. С. Метод быстрого сравнения двух целых чисел в системе остаточных классов / А. С. Янко, В. Н. Курчанов, В. А. Краснобаев // III Міжнародна науково-технічна конференція «Проблеми інформатизації». Тези доповідей. – Черкаси. – 12-13 листопада 2015. – С. 45.
5. Янко, А. С. Основные свойства непозиционной системы счисления / В. А. Краснобаев, С. В. Сомов, А. С. Янко // Системи управління, навігації та зв'язку : зб. наук. пр. / Полтавський національний технічний університет імені Юрія Кондратюка. – П.: ПолтНТУ, 2013. – Вип. 1(25). – С. 110-113.

УДК 681.03

## ОСОБЛИВОСТІ РЕАЛІЗАЦІЇ АРИФМЕТИЧНИХ ОПЕРАЦІЙ У СИСТЕМІ ЗАЛИШКОВИХ КЛАСІВ

**В.М. Свистун, магістрант**  
**А.С. Янко, к.т.н.**

*Полтавський національний технічний університет імені Юрія Кондратюка*

Відомі методи підвищення продуктивності сучасних комп'ютерних систем, які функціонують в позиційних системах числення (ПСЧ), мають загальний недолік – неможливість розпаралелення алгоритму, який розв'язується, на рівні елементарних операцій (мікрооперацій). Це обумовлено, перш за все, наявністю у ПСЧ між розрядних зв'язків між операндами системи. Розвиток сучасної мікроелектронної бази, основаної на застосуванні великих і над великих інтегральних схем, спонукає до дослідження можливості застосування табличних методів обробки інформації. Їх застосування може забезпечити надвисоку продуктивність (в результаті розпаралелення елементарних операцій) і надійність ЕОМ, а також високу степінь регулярності і однорідності структури пристроїв їх реалізації. Істотним недоліком табличних методів обробки інформації, які застосовуються в ПСЧ, залишається необхідність використання значної кількості обладнання [1], що суттєво ускладнює їх реалізацію. Тому природно, що здійснюється пошук можливостей застосування такої арифметики, в якій би порозрядні зв'язки були відсутні. У цьому плані звертає на себе увагу непозиційна система числення у системі залишкових класів (СКЗ).

Реалізація арифметичних операцій у СКЗ виконуються незалежно і паралельно над