УДК 681.3.042:519.713

Н.М. Пантєлєєва[1], В.М. Рудницький[2], С.В. Бєсєдіна[2]

[1]Черкаський інститут банківської справи УБС НБУ
[2]Черкаський державний технологічний університет

ПОРІВНЯЛЬНИЙ АНАЛІЗ СКЛАДНОСТІ РЕАЛІЗАЦІЇ МЕТОДУ ДОДАВАННЯ НА ОСНОВІ ВЗАЄМНОЇ КОМПЕНСАЦІЇ ПЕРЕНОСІВ

У статті розглядається завдання оцінки складності виконання операції додавання при представленні інформації в структурно-блочному коді з мінімальною інформаційною надмірністю. Для реалізації операції додавання конвеєрним методом без компенсації або з взаємною компенсацією переносів отримано математичні моделі суматорів, пристроїв нормалізації та і контролю результату, які дозволили оцінити складність реалізації функціональних схем дискретних пристроїв для різних варіантів кодування інформації.

Ключові слова: *надійність обчислювальних систем, інформаційна надмірність, структурно-блокові коди.*

Вступ

Постановка проблеми. Проблема підвищення надійності, відмовостійкості та оперативності спеціалізованих систем управління завжди була і буде актуальною. Поява перших дискретних пристроїв, які переступили технологічні обмеження дворівневої логіки, значно підвищили важливість теоретичних та практичних досліджень по створенню природно надійних систем керування на основі інформаційної надмірності систем числення і перспективних технологій виробництва.

Аналіз попередніх досліджень. Ідеї підвищення надійності за допомогою структурної та інформаційної надмірності закладені в роботах К. Шеннона, О.Д. Закревського, М.А. Гаврілова, Р.В. Хемінга. Вони визначили напрям досліджень щодо розробки теорії синтезу відмовостійких структур. Закревський О.Д. (1959 р.) і Гаврилов М.А. (1961 р.) запропонували для підвищення надійності використовувати коректуючі коди, що дозволило зменшити введену надмірність.

Перші спроби узгодження надмірності та швидкодії були здійснені Стаховим О.П. та Брюховичем Є.І. [1, 2]. Аналіз існуючих кодових систем показав, що їх властивості залежать від рівня надмірності. Проте до негативних наслідків введення надмірності відносять: підвищення інтенсивності потоку помилок; збільшення вірогідності виникнення помилок; зменшення вірогідності їх корекції.

Тому перспективним напрямом досліджень є синтез кодів, які були б оптимальними з погляду рівня надмірності, коректуючих здібностей, швидкості передачі і обробки інформації.

Таким новим науковим напрямом у теорії кодування стали фундаментальні та прикладні дослідження В.І. Ключко та О.В. Ткаченко щодо класу структурних кодів, в їх роботах було означено, що безліч позиційних систем числення є тільки частиною ширшого класу кодових систем [3]. Надалі О.В. Ткаченко були розроблені принципи і методи кодування, корекції та обробки інформації в t-системах числення, створені основи теорії синтезу структурних кодів, особливістю яких є поєднання процесів переробки та контролю інформації [4 – 6].

Дана теорія набула подальшого розвитку щодо класифікації структурно-блочних кодів (СБК) і визначення аналітичних залежностей щодо якісних та кількісних характеристик окремих класів кодів; розробки математичних моделей та варіантів схемотехнічних рішень, які можуть бути покладені в основу синтезу високонадійних і відмовостійких пристроїв [7 – 10].

Крім того, значна увага приділялася розробці методів додавання, пристроїв множення для структурно-блочних кодів [11 – 14]. Але у даних роботах не розглядалися питання оцінки складності виконання основних арифметичних операцій у структурно-блочних кодах для систем числення з основою більше двох.

Мета статті – обрати оптимальну систему перекодування, яка дозволить побудувати високонадійний суматор, що дозволить реалізувати метод додавання на основі взаємної компенсації переносів.

Виклад основного матеріалу

Оскільки в системі числення з основою три передбачається кодування чисел цифрами 0, 1 і 2, то для подальшої розробки алгоритму виконання операції було визначено правила додавання без компенсації переносів, які мають вигляд:

$$\begin{cases} 0 + 0 = 0; \\ b_n^1 + 0 = 0 + b_n^1 = b_n^1; \\ b_n^2 + 0 = 0 + b_n^2 = b_n^2; \\ b_n^1 + b_n^1 = b_n^1 + b_{n-1}^2 + b_{n-2}^1; \\ b_n^2 + b_n^2 = b_{n+1}^2; \\ b_n^1 + b_n^2 = b_n^2 + b_n^1 = b_n^2 + b_{n-1}^2 + b_{n-2}^1. \end{cases} \qquad (1)$$

Правила додавання на основі взаємної компенсації переносів мають вигляд:

$$\begin{cases} 0+0=0; \\ b_n^1+0=0+b_n^1=b_n^1; \\ b_n^2+0=0+b_n^2=b_n^2; \\ b_n^1+b_n^1=b_{n+1}^1+(-1)^n; \\ b_n^2+b_n^2=b_{n+1}^2; \\ b_n^1+b_n^2=b_n^2+b_n^1=b_{n+1}^1+b_{n-1}^1+(-1)^n. \end{cases} \qquad (2)$$

Означені правила (1), (2) можна вважати формалізованими алгоритмами додавання чисел, що представлені в структурно-блочній системі числення. Слід також відмітити, що алгоритм додавання (2) за рахунок взаємної компенсації дозволяє значно зменшити кількість переносів, спростити операцію нормалізації результату.

На основі алгоритму (2) операція додавання передбачає виконання наступних процедур: додавання з отриманням результату в забороненій формі; часткова нормалізація результату додавання на основі віднімання і додавання одиниць; корекція результату додавання по різниці виділених одиниць; нормалізація остаточного результату операції додавання.

За результатами аналізу варіантів перекодування для системи числення з основою три з перекодуванням чисел базису $\{0;1;2\}$ за допомогою трьох розрядів двійкового коду $\{000,001,010,100,101,110,111\}$ для подальших досліджень було обрано структурно-блочний код з мінімальною інформаційною надлишковістю (СБК МФ) з варіантом перекодування $\{001,010,100\}$ (табл. 1).

Таблиця 1

Таблиця перекодування СБК з мінімальною інформаційною надлишковістю на основі варіанту $\{001,010,100\}$ системи числення з основою три базису $\{0;1;2\}$

Число в 10-вій СЧ	Число в 3-вій СЧ	Кодоване число	Число в 10-вій СЧ	Число в 3-вій СЧ	Кодоване число
0	00000	001001001001001	17	02001	001100001001010
1	00001	001001001001010	18	02002	001100001001100
2	00002	001001001001100	19	02010	001100001010001
3	00010	001001001010001	20	02020	001100001100001
4	00020	001001001100001	21	10000	010001001001001
5	00100	001001010001001	22	10001	010001001001010
6	00101	001001010001010	23	10002	010001001001100
7	00102	001001010001100	24	10010	010001001010001
8	00200	001001100001001	25	10020	010001001100001
9	00201	001001100001010	26	10100	010001010001001
10	00202	001001100001100	27	10101	010001010001010
11	01000	001010001001001	28	10102	010001010001100
12	01001	001010001001010	29	10200	010001100001001
13	01002	001010001001100	30	10201	010001100010010
14	01010	001010001010001	31	10202	010001100001100
15	01020	001010001100001	32	20000	100000000000000
16	02000	001100001001001	...	...	...

Означена система перекодування: забезпечить отримання позиційної системи числення; надасть можливість отримати систему числення з постійною кількістю одиниць, що забезпечить гарантоване виявлення помилок непарної кратності; дозволить адаптувати код до реальних каналів виникнення збоїв і відмов при прийомі, обробці та збереженні інформації.

З урахуванням того, що операція додавання може виконуватися відповідно до переносів без компенсації або зі взаємною компенсацією побудовано математичні моделі суматорів та пристроїв нормалізації результату для варіанту перекодування $\{001,010,100\}$, які наведено в табл. 2.

Отримані математичні моделі дозволяють оцінити складність реалізації (табл. 3).

Тому в методиці оцінки можливостей використання коду проводяться: оцінка загальної вірогідності корекції помилок; визначення коректуючої здатності коду щодо відношення до кратних помилок; оцінка закону розподілу помилок щодо закону їх появи; оцінка вірогідності корекції реальної моделі помилок [4].

Виходячи з цього більш якісний результат оцінки складності практичної реалізації запропонованих методів і моделей додавання можна провести лише з урахуванням контролюючих можливостей систем числення і складності реалізації пристроїв виявлення помилок.

Контроль інформації в СБК може бути реалізований як: контроль правильності результату; контроль наявності помилки в результаті [10, 15]. Знаходження помилок в загальному випадку полягає в перевірці умов нерівності U_i і V_i, де U_i – довжина серії одиниць, а V_i – довжина серії нулів. Для знаходження всіх помилок достатньо охопити контролем V_i+1 і U_i+1 сусідніх символів СК [16].

Таблиця 2

Математичні моделі суматорів та пристроїв нормалізації результатів операції додавання для системи числення $\{0,1,2\}$ варіанту перекодування $\{001,010,100\}$

Математичні моделі суматорів	
Без взаємної компенсації переносів	На основі взаємної компенсації переносів
$\begin{cases} y_1 = y_4 = \overline{x}_3\overline{x}_2 \vee \overline{x}_6\overline{x}_5 \vee x_6x_3; \\ y_2 = x_2 \vee x_3x_5; \\ y_6 = x_6x_2 \vee x_5; \\ y_7 = \overline{x}_5x_4\overline{x}_3x_1 \vee x_6x_3; \\ y_8 = \overline{x}_5x_2 \vee x_5\overline{x}_3; \\ y_9 = \overline{x}_6x_3 \vee x_6\overline{x}_3; \\ y_{10} = \overline{x}_3 \vee \overline{x}_6x_3; \\ y_{11} = \overline{x}_6x_3. \end{cases}$	$\begin{cases} y_1 = x_5x_3 \vee x_5x_2; \\ y_2 = \overline{x}_6\overline{x}_5 \vee x_6x_3 \vee \overline{x}_3x_1; \\ y_3 = x_6x_2 \vee x_5x_2 \vee x_5x_3; \\ y_5 = \overline{x}_6x_4\overline{x}_3x_1 \vee x_6x_3 \vee x_5x_3 \vee x_5x_2 \vee x_6x_2; \\ y_6 = x_5\overline{x}_3 \vee \overline{x}_6\overline{x}_5x_2; \\ y_7 = \overline{x}_6\overline{x}_5x_3 \vee x_6\overline{x}_3x_1; \\ y_8 = \overline{x}_3x_1 \vee \overline{x}_6x_2 \vee \overline{x}_6\overline{x}_5x_3; \\ y_9 = x_6x_2 \vee x_5x_3; \\ y_{10} = x_6x_3. \end{cases}$
Складність – 45 входів логічних елементів.	Складність – 34 входів логічних елементів.
Математичні моделі пристроїв нормалізації результатів	
$\begin{cases} y_1 = \overline{x_3} \\ y_2 = x_3 \\ y_4 = y_8 = x_6 \\ y_5 = y_7 = \overline{x_6} \end{cases}$	$\begin{cases} y_1 = x_3 \vee x_2; \\ y_2 = \overline{x_3}\,\overline{x_2} \vee \overline{x_9}\,\overline{x_3}; \\ y_3 = \overline{x_1} \vee \overline{x_6}; \\ y_5 = x_6 \vee x_2; \\ y_6 = x_6\overline{x_3}\,\overline{x_4}; \\ y_8 = y_{15} = x_9 \vee \overline{x_1}. \\ y_{13} = y_{14} = \overline{x_9}\,\overline{x_2}\,\overline{x_3}. \end{cases}$
Складність – 4 входів логічних елементів.	Складність – 20 входів логічних елементів.

Таблиця 3

Результати розрахунку складності функціональних схем дискретних пристроїв при різних варіантах перекодування

Варіант перекоду-вання	Складність суматора/ нормалізації					
	Без взаємної компенсації переносів			На основі взаємної компенсації переносів		
	1-розрядний суматор	3-розрядний суматор	12-розрядний суматор	1-розрядний суматор	3-розрядний суматор	12-розрядний суматор
$\{00,01,10\}$	24/3	72/9	288/36	29/13	87/39	348/156
$\{00,01,11\}$	22/8	66/24	264/96	32/11	96/33	384/132
$\{00,11,10\}$	37/8	111/24	444/96	34/19	102/57	444/228
$\{001,010,100\}$	39/4	117/12	468/48	54/21	166/63	468/252

Функції контролю F розрядних груп з урахуванням параметру, що перевіряється, має вигляд [15]:

$$\begin{aligned} &F(>V_i) = x_n \ldots x_{n+V_i}; \\ &F(>U_i) = \overline{x}_n \ldots \overline{x}_{n+U_i}(x_{n+U_i+1} \vee \ldots \vee x_{n+r+1}); \\ &F(<V_i) = x_n \ldots x_{n+1}\overline{x}_{n+2} \ldots \overline{x}_{n+V_i}, \\ &\text{при} \quad V_i > 1; \\ &F(<U_i) = x_n \ldots x_{n+1}(x_{n+2} \vee \ldots \vee x_{n+U_i}), \\ &\text{при} \quad U_i > 1. \end{aligned} \tag{3}$$

Даний пристрій є надлишковим, оскільки для заданої моделі помилок достатньо охопити контролем m +1 розряд (де m = U). Незалежні помилки (відстань між ними > m+1) переходу $1 \to 0$ і $0 \to 1$ знаходять пакетні коди при m>1. Пристрій знаходження помилок заданої моделі визначається виразом:

$$\begin{aligned} &F = F_1 \vee F_2 \vee \ldots \vee F_k \vee \ldots \vee F_n \\ &F_k = \overline{x}_k\, x_{k+1}\overline{x}_{k+2} \vee x_k\, x_{k+1}\, x_{k+2}, \text{ для } \quad m = 2; \\ &F_k = \overline{x}_k x_{k+1} x_{k+2} \overline{x}_{k+3} \vee \overline{x}_k\, x_{k+1}\, \overline{x}_{k+2} \vee \\ &\vee x_k\, x_{k+1}\, x_{k+2} x_{k+3}, \text{ для } \quad m = 3; \\ &F_k = \overline{x}_k\, x_{k+1} x_{k+2} x_{k+3}\, \overline{x}_{k+4} \vee \overline{x}_k\, x_{k+1} x_{k+2} \overline{x}_{k+3} \vee \\ &\overline{x}_k\, x_{k+1}\, \overline{x}_{k+2} \vee x_k\, x_{k+1}\, x_{k+2} x_{k+3} x_{k+4}, \\ &\text{для} \quad m = 4; \\ &\ldots \end{aligned} \tag{4}$$

де F_k – сигнал, що знаходить помилки в h-m розряді пакетних кодів; $\bar{x}_k\, x_{k+1}\bar{x}_{k+2}$ – визначає помилку в пакеті довжиною 2 символи (m = 2) при відстані між помилками не менше трьох розрядів при переході $1\to 0$ $0\to 1$; $\bar{x}_k\, x_{k+1}\, x_{k+2}\bar{x}_{k+3}$ – довжиною три символи.

Для побудованих на основі перекодування систем числення не можуть бути використані математичні моделі загального вигляду (3) і (4) без уточнення, так як вони враховують лише структуру коду і не враховують способи перекодування. Дане зауваження було враховане при синтезі математичних моделей пристроїв.

Для СБК МФ варіанту перекодування $\{00, 01, 10\}$ згідно (3), математична модель пристрою контролю помилок має вигляд:

$$F = \bar{F}(1) \vee \bar{F}(2) \vee ... \vee \bar{F}(h) \vee ... \vee \bar{F}(n), \quad (5)$$

де $F_k = \bar{x}_{k+1} x_k \bar{x}_{k-1} \vee \bar{x}_{k+1} \bar{x}_k \bar{x}_{k-1}$.

Ураховуючи, що в структурі СБК МФ між двома одиничними символами коду повинно бути не менше двох нулів, можливості математичної моделі (5) можуть бути розрішені:

$$F = \bar{F}(1) \vee \bar{F}(2) \vee ... \vee \bar{F}(h) \vee ... \vee \bar{F}(n), \quad (6)$$

де

$$F_k = x_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2} \vee x_{k+1} \bar{x}_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2} \vee \bar{x}_{k+1} \bar{x}_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2}.$$

Згідно (4), математична модель пристрою контролю інформації в СБК МФ має вигляд:

$$F = F_1 \vee F_2 \vee ... \vee F_k \vee ... \vee F_n, \quad (7)$$

де $F_k = x_k x_{k-1} \vee x_k x_{k-2}$.

Порівнюючи математичні моделі, слід означити, що найбільш придатною для практичної реалізації є модель (7), яка може бути вдосконалена за рахунок парності контролюємого розряду, що забезпечить посилення Ії контролюючих можливостей:

$$F = F_1 \vee F_2 \vee ... \vee F_k \vee ... \vee F_n, \quad (8)$$

$$\text{де } F_k = \begin{cases} x_k x_{k-1} \vee x_k x_{k-2}, \\ \text{де } k - \text{непарний розряд;} \\ x_k x_{k-1} \vee x_k x_{k-2} x_k x_{k-1} \cup \\ \cup x_k x_{k-3}, \\ \text{де } k - \text{парний розряд.} \end{cases}$$

За варіантом перекодування $\{00, 01, 11\}$, згідно (3), математична модель пристрою контролю має наступний вигляд:

$$F = \bar{F}_1 \vee \bar{F}_2 \vee ... \vee \bar{F}_k \vee ... \vee \bar{F}_n, \quad (9)$$

де $F_k = \bar{x}_{k+1} x_k \bar{x}_{k-1} \vee \bar{x}_{k+2} x_{k+1} x_k \bar{x}_{k-1} \vee \bar{x}_{k+1} \bar{x}_k \bar{x}_{k-1}$.

З урахуванням особливостей СБК з мінімальною інформаційною надлишковістю, отримаємо математичну модель пристрою контролю з більш широкими можливостями:

$$F = \bar{F}_1 \vee \bar{F}_2 \vee ... \vee \bar{F}_k \vee ... \vee \bar{F}_n, \quad (10)$$

де

$$F_k = \bar{x}_{k+1} x_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2} \vee x_{k+1} x_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2} \vee \bar{x}_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2}.$$

Відповідно до контролю помилок (4) з порозрядним аналізом помилки результату операції, математична модель має вигляд:

$$F = F(1) \vee F(2) \vee ... \vee F(h) \vee ... \vee F(n), \quad (11)$$

де $F_k = x_k x_{k-2}$.

За варіантом перекодування $\{00, 11, 10\}$, згідно (3), математична модель пристрою контролю має вигляд:

$$F = \bar{F}(1) \vee \bar{F}(2) \vee ... \vee \bar{F}(h) \vee ... \vee \bar{F}(n), \quad (12)$$

де

$$F_k = x_{k+1} x_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2} \vee \bar{x}_{k+1} \bar{x}_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2} \vee \\ \vee \bar{x}_{k+1} \bar{x}_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2}.$$

Відповідно до контролю помилок (4), математична модель має вигляд:

$$F = F(1) \vee F(2) \vee ... \vee F(h) \vee ... \vee F(n), \quad (13)$$

де $F_k = x_k x_{k-2}$.

Удосконалена математична модель, де контролюючі можливості посилені за рахунок урахування парності контролюємого розряду, має вигляд:

$$F = F(1) \vee F(2) \vee ... \vee F(h) \vee ... \vee F(n), \quad (14)$$

де

$$F_k = \begin{cases} x_k x_{k-2}, & \text{де } k - \text{довільний розряд;} \\ x_k x_{k-2} \vee x_k x_{k-3}, & \text{де } k - \text{парний розряд.} \end{cases}$$

Математичні моделі пристроїв контролю інформації (11) і (14) поєднують контроль парних і непарних розрядів, і, як наслідок, повністю враховують структуру як самого коду, так і способу перекодування. Математичні моделі (5-14) забезпечують контроль помилки в одному розряді СБК і являються основою для побудови пристроїв контролю всього коду.

По аналогії розглянемо варіант перекодування {001, 010, 100}. Згідно (3), математична модель пристрою контролю помилок має вигляд:

$$F = \bar{F}(1) \vee \bar{F}(2) \vee ... \vee \bar{F}(h) \vee ... \vee \bar{F}(n), \quad (15)$$

де

$$F_k = \bar{x}_{k+2} \bar{x}_{k+1} x_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2} x_{k-3} \vee \\ \vee \bar{x}_{k+2} x_{k+1} \bar{x}_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2} x_{k-3} \vee \\ \vee x_{k+2} \bar{x}_{k+1} \bar{x}_k \bar{x}_{k-1} \bar{x}_{k-2} x_{k-3}.$$

Згідно (4), математична модель пристрою контролю враховує структуру СБК, але не повністю враховує особливості систем перекодування та має вигляд:

$$F = F(1) \vee F(2) \vee ... \vee F(h) \vee ... \vee F(n), \quad (16)$$

де $F_k = x_k x_{k-1} \vee x_k x_{k-2}$.

Таким чином, результати дослідження різних варіантів перекодування дозволяють зробити висновок, що система числення, що розглядається, є структурно-блочною, з постійною кількістю одиниць, коли в кожній групі із трьох розрядів закодованого коду може бути лише один одиничний символ.

Так як система контролю інформації не пов'язана з ваговими коефіцієнтами розрядів, то для даного коду можна вперше застосувати результати дослідження позиційних систем числення з постійною кількістю одиниць.

У позиційних систем числення з постійною кількістю одиниць контроль інформації виконується на основі [16]:

$$F = \overline{F}(1) \vee \overline{F}(2) \vee ... \vee \overline{F}(h) \vee ... \vee \overline{F}(m)\,, \quad (17)$$

де $m = n / 3$;

$$F_K = C_1\overline{C}_2\overline{C}_3...\overline{C}_r \vee \overline{C}_1 C_2\overline{C}_3...\overline{C}_r \vee ... \vee \overline{C}_1\overline{C}_2\overline{C}...\overline{C}_{r-1}C_r\,.$$

На основі (17) математична модель пристрою контролю має вигляд:

$$F = \overline{F}(1) \vee \overline{F}(2) \vee ... \vee \overline{F}(h) \vee ... \vee \overline{F}(m)\,, \quad (18)$$

де $m = n / 3$;

$$F_k = \overline{x}_{k+2}\overline{x}_{k+1}x_k \vee \overline{x}_{k+2}x_{k+1}\overline{x}_k \vee x_{k+2}\overline{x}_{k+1}\overline{x}_k\,.$$

Математична модель (18) забезпечує контроль коду по три розряди та дозволяє гарантовано виявляти всі одно- і трьохкратні помилки в кожній трьохрозрядній групі коду.

Проаналізувавши різні способи перекодування системи числення $\{0,1,2\}$ щодо складності синтезу суматорів, пристроїв нормалізації та функції контролю, можливо визначити варіант перекодування, який забезпечить максимальну можливу достовірність обробки інформації, а також дозволить підвищити швидкодію арифметичних пристроїв обчислювальної техніки (табл. 4).

Таблиця 4

Результати розрахунку складності функціональних схем дискретних пристроїв при різних варіантах перекодування для забезпечення функції контролю результату

Система перекодування	Функція контролю	Складність контролю		
		1-розряду	3-розрядів	12-розрядів
$\{00, 01, 10\}$	1 спосіб	13	42	168
	2 спосіб	6	21	88
	Max можливості	11	36	148
$\{00, 01, 11\}$	1 спосіб	13	42	168
	2 спосіб	2	9	36
	Max можливості	13	42	168
$\{00, 11, 10\}$	1 спосіб	14	45	180
	2 спосіб	2	9	36
	Max можливості	5	18	72
$\{001, 010, 100\}$	1 спосіб	–	–	–
	2 спосіб	–	–	–
	Max можливості	–	12	52

Провівши аналіз методів реалізації пристроїв контролю різних варіантів перекодування, було встановлено, що:

- при організації контролю щодо правильності результату (3) були отримані математичні моделі з найбільшою кількістю логічних операцій кон'юнкції та диз'юнкції;
- при організації контролю наявності помилок у результаті (4) були отримані математичні моделі з найменшою кількістю логічних операцій;
- для всіх варіантів перекодування найбільш ефективний спосіб контролю, який забезпечує виявлення максимальної кількості помилок за рахунок використання структури системи числення і способу перекодування, реалізується за допомогою пристроїв, які мають 148, 162 та 72 входів логічних елементів відповідно;
- максимальну кількість помилок при гарантованому виявленні помилок непарної кратності забезпечує перекодований СБК МФ на основі $\{001, 010, 100\}$, так для 12 розрядного коду забезпечується найменша складність пристрою контролю – 52 входи логічних елементів.

Висновки

1. Результати аналізу складності суматорів зі взаємною компенсацією переносів свідчать про те, що найбільш простим є суматор отриманий на основі перекодування $\{00, 01, 10\}$ зі складністю реалізації операції додавання 29, 87 та 348 входів логічних елементів відповідно 1-, 3- та 12 розрядних операндів.

2. Для моделей пристроїв нормалізації найбільш прийнятну складність реалізації операції забезпечує система перекодування $\{00, 01, 11\}$ – 11 проти 13, 19 або 21 входи логічних елементів в інших варіантах перекодування.

3. Сумісний аналіз моделей пристроїв додавання та нормалізації показує, що на основі перекодування $\{00, 01, 10\}$ можна отримати повний 1-розрядний суматор зі складністю реалізації 42 проти 43, 53 або 75 входів логічних елементів в інших варіантах перекодування.

4. Варіант перекодування $\{00, 01, 10\}$ забезпечує найменшу складність 12-розрядних суматорів незалежно від реалізованого методу додавання.

5. З урахуванням постановки задачі, необхідно обирати математичні моделі щодо реалізації операції додавання як конвеєрну без компенсації або зі взаємною компенсацією переносів. Максимальна швидкодія суматорів досягається при реалізації додавання на основі математичної моделі (6), а нормалізація при реалізації моделі (9).

6. Найбільш прості 12-розрядні суматори, які реалізують операцію додавання з функціями контролю, забезпечуються варіантом перекодування $\{00, 01, 10\}$.

Список літератури

1. *Стахов А.П. Алгоритмическая теория измерения / А.П. Стахов // Новое в жизни, науке, технике. Сер. Математика, кибернетика. –1979. – № 6. – С. 64.*
2. *Брюхович Е.И. О новых аспектах в подходе к решению некоторых проблем вычислительной техники в современных условиях / Е.И. Брюхович // УСиМ. – 1981. – № 2. – С. 32-37.*
3. *Ключко В.И. Отказоустойчивые структуры на основе структурных кодов / В.И. Ключко, А.В. Ткаченко, И.В. Самборский // Управляющие и информационные системы и средства автоматики в пищевой промышленности: сб. науч. тр. – Краснодар: КГТУ, 1997. – С. 85-90.*
4. *Ткаченко А.С. Теория синтеза структурных кодов и отказоустойчивых систем на их основе / А.С. Ткаченко. – МО России, 1993. – 71 с.*
5. *Ткаченко А.В. Коррекция структурных кодов / А.С. Ткаченко // Электронное моделирование. – 1991. – № 3. – С. 73-80.*
6. *Ткаченко А.В. Представление, коррекция и обработка избыточных счислений / А.С. Ткаченко // Автоматика и телемеханика. – 1992. – № 12. – С. 73-80.*
7. *Рудницкий В.Н. Исследование методов синтеза структурных кодов / В.Н. Рудницкий, Н.Н. Пантелеева // Электроника и связь. – 2003. – № 18. – С. 62-64.*
8. *Рудницкий В.Н. Моделирование пакетных структурно-блочных кодов с неограниченной серией нулей / В.Н. Рудницкий, Н.Н. Пантелеева // Вісник Хмельницького національного університету (Вісник Технологічного університету Поділля). – Хмельницький, 2005. – № 6, т. 2 (77). – С. 131-134.*
9. *Пантелеева Н.Н. Синтез функциональных узлов комбинационного типа в структурных кодах / Н.Н. Пантелеева // Вісник Черкаського ДТУ: наук. пр. ЧДТУ. – 2004. – № 4. – С. 49-52.*
10. *Рудницкий В.Н. Методика оценки надежности функционирования цифровых устройств на основе структурно-блочных кодов / В.Н. Рудницкий, Н.Н. Пантелеева // Вісник Черкаського державного технологічного університету: наук. пр. ЧДТУ. – 2005. – № 1. – С. 10-16.*
11. *Рудницкий В.Н. Метод сложения на основе вычитания и прибавления единиц / В.Н. Рудницкий, С.В. Беседина // Інтегровані інформаційні технології та системи (ІІТС-2005): матеріали науково-практичної конференції молодих учених та аспірантів. – К.: НАУ, 2005. – С. 130-131.*
12. *Рудницкий В.Н. Сложение в структурно-блочных кодах минимальной формы в общем виде / В.Н. Рудницкий, С.А. Гресько // Інтегровані інформаційні технології та системи (ІІТС-2005): матеріали науково-практичної конференції молодих учених та аспірантів. – К.: НАУ, 2005. – С. 142-143.*
13. *Патент 13533, Україна. Н03М 13/00. Рудницький В.М., Бєсєдіна С.В. Веретельник В.В. / Пристрій для множення коду числа на чотири в двійково-вісімковій системі числення; Заявл. 14.07.2005; Опубл. 17.04.2006. Бюл. № 4. – 4 с.*
14. *Патент 8202, Україна. Н03М 13/00. Пристрій для множення коду числа на два в двійково-вісімковій системі числення / В.М. Рудницький, Н.М. Пантелєєва, О.В. Нечипоренко; Заявл. 10.02.2005; Опубл. 15.07.2005. Бюл. № 7. – 4 с.*
15. *Рудницкий В.Н., Пантелеева Н.Н. Контроль ошибок в двоичных структурно-блочных кодах / В.Н. Рудницкий, Н.Н. Пантелеева // Вісник Черкаського ДТУ: наук. пр. ЧДТУ. – 2004. – № 4 – С. 69-173.*
16. *Рудницкий В.Н. Синтез елементів пристроїв криптографічного захисту інформації в системах числення з постійною кількістю одиниць / В.Н. Рудницкий // Вісник Черкаського ДТУ: наук. пр. ЧДТУ. – 2004. – № 3. – С. 96-100.*

Надійшла до редколегії 30.10.2008

Рецензент: д-р техн. наук, проф. А.А. Златкін, Черкаський державний технологічний університет, Черкаси.

СРАВНИТЕЛЬНЫЙ АНАЛИЗ СЛОЖНОСТИ РЕАЛИЗАЦИИ МЕТОДА СЛОЖЕНИЯ НА ОСНОВЕ ВЗАИМНОЙ КОМПЕНСАЦИИ ПЕРЕНОСОВ

Н.Н. Пантелеева, В.Н. Рудницкий, С.В. Беседина

В статье рассматривается задача оценки сложности выполнения операции сложения при представлении информации в структурно-блочном коде с минимальною информационною избыточностью. Для реализации операции сложения конвейерным методом без компенсации или с взаимною компенсацией переносов получены математические модели сумматоров, устройств нормализации и контроля результата. Полученные математические модели позволили оценить сложность реализации функциональных схем дискретных устройств для различных вариантов кодирования информации.

Ключевые слова: *надежность вычислительных систем, информационная избыточность, структурно-блочные коды.*

A COMPARATIVE ANALYSIS OF COMPLICATION OF REALIZATION OF DRAFTING METHOD IS ON THE BASIS OF MUTUAL INDEMNIFICATION OF TRANSFERENCES

N.N. Panteleyeva, V.N Rudnytsky, C.V.Besedina

In the article the task of estimation complexity of operation implementation of drafting is examined at presentation of information in a structurally-sectional code with minimum informative surplus. For operation realization of drafting by a conveyer method without indemnification or with mutual indemnification of transferences the mathematical models of summarizings are got, built on normalization and control of result. The received mathematical models allowed to estimate complication of realization of functional diagrams of discrete devices for the different variants of information coding.

Keywords: *computer systems reliability, informative surplus, structurally-sectional codes.*