

УДК 681.3

В.І. Барсов

Українська інженерно-педагогічна академія, Харків

## МЕТОДОЛОГІЧНІ ЗАСАДИ СТВОРЕННЯ ІНФОРМАЦІЙНОЇ ТЕХНОЛОГІЇ ПОБУДОВИ ВІДМОВОСТІЙКИХ СИСТЕМ УПРАВЛІННЯ, ЩО ФУНКЦІОНУЮТЬ В МОДУЛЯРНІЙ СИСТЕМІ ЧИСЛЕННЯ

*Розглянуті методологічні засади створення інформаційної технології побудови відмовостійких і високошвидкісних систем обробки інформації і управління, що функціонують в модулярній системі числення.*

**Ключові слова:** системи обробки інформації і управління, інформаційна технологія, модулярна система числення, відмовостійкість, продуктивність.

### Вступ

**Постановка проблеми.** Підвищені вимоги по забезпеченню відмовостійкості і продуктивності, що пред'являються до сучасних систем обробки інформації і управління (СОІУ), обумовлюють необхідність постійного пошуку, розробки і впровадження інноваційних підходів і технологій обробки інформації.

Проте, не дивлячись на інтенсивний розвиток сучасних інформаційних технологій, що використовуються при створенні СОІУ, в даній галузі залишається багато питань, що вимагають пошуку ефективних рішень. В першу чергу, це стосується високих вимог, одночасно, як до відмовостійкості, так і до продуктивності функціонування СОІУ в реальному часі, а також обмеженими можливостями існуючих СОІУ, що функціонують в позиційній системі числення (ПСЧ), здійснювати в реальному часі одночасно високонадійну і високошвидкісну обробку інформації без збільшення апаратних витрат.

Перспективним підходом до рішення задачі побудови відмовостійкої СОІУ реального часу, що враховує вказані обставини, є створення і застосування прикладної інформаційної технології (ІТ), яка використовує нетрадиційні методи надання, обробки і зберігання інформації. Дослідження, проведені у напрямку розвитку теорії і практики непозиційного кодування інформації показали, що використання в СОІУ непозиційної модулярної системи числення (МСЧ), може позитивно вирішити проблему забезпечення її відмовостійкості, без зниження продуктивності обробки інформації, з істотно меншими ніж в ПСЧ додатковими апаратними витратами. Тому представляється актуальним і доцільним розглянути аспекти пов'язані із створення інформаційної технології орієнтованої на використання МСЧ.

**Мета роботи** – сформулювати і узагальнити методологічні засади, що дозволяють створити інформаційну технологію побудови відмовостійких і високошвидкісних СОІУ, що функціонують в МСЧ.

### Основна частина

У філософському енциклопедичному словнику поняттю методологія дано визначення, як системі

принципів і способів організації і побудови теоретичної і практичної діяльності, а також вчення про цю систему. Виходячи з даного визначення сформулюємо поняття методологічних засад побудови відмовостійких СОІУ на основі використання МСЧ як: сукупність математичних моделей відмовостійкої СОІУ у МСЧ; результати рішення прямої і зворотної задачі оптимального резервування в МСЧ; принципи технічної реалізації модульних і немодульних операцій у МСЧ; виведені і доведені наукові твердження; сукупність методів реалізації модульних і немодульних операцій у МСЧ; сукупність методів контролю і корекції помилок інформації у МСЧ; сукупність методів паралельної обробки інформації на основі використання поліноміальної МСЧ; методи побудови пристроїв для технічної реалізації алгоритмів обробки інформації СОІУ в МСЧ.

Виходячи з того, що ІТ можна представити як клас областей діяльності, що відносяться до технологій управління, накопичення, обробки і передачі інформації, у тому числі і із застосуванням обчислювальної техніки, в загальному випадку ІТ можна розглядати як процес, що використовує сукупність засобів і методів збору, накопичення, обробки і передачі первинної інформації з метою отримання інформаційного продукту. Отже, інформаційну технологію орієнтовану на певну галузь застосування можна представити як сукупність взаємозв'язаних інформаційних процесів, кожний з яких містить певний набір процедур, що реалізуються за допомогою інформаційних операцій. В цьому випадку умовно ІТ можна вважати системою, функціонування кожного елементу якої направлене на досягнення глобальної мети – створення з інформаційного ресурсу якісного інформаційного продукту.

Результати аналізу існуючих підходів до опису ІТ дозволили скласти, для даного випадку, тривірнову модель прикладної інформаційної технології, на основі використання МСЧ. Першим, є концептуальний рівень, що визначає змістовний аспект ІТ. На даному рівні можна виділити дві основні структури: процеси (збір, введення, обробка, передача і накопичення інформації) і процедури (відображення, перетворення, передачу, зберігання і актуалізацію

інформації). Концептуальні підходи до створення СОІУ, що функціонують у МСЧ детально були розглянуті в роботах [3, 4, 7].

Другим є логічний рівень, який формується з концептуального, шляхом виділення конкретної частини ІТ, її аналізу, деталізації і формалізації. Для даного випадку це безпосередньо СОІУ, що функціонує у МСЧ. Даний рівень ІТ представляється комплексом взаємозв'язаних методів і моделей, які формалізують інформаційні процеси, що дозволяє пов'язати параметри інформаційних процесів з процедурами реалізації управління інформаційними процесами. Процедурами перетворення даних на логічному рівні є алгоритмами перетворення даних при вирішенні інформаційних задач. У якості складових логічного рівня розглядаємої ІТ пропонуються:

- математичні моделі надійності СОІУ, що функціонує у МСЧ, які використовують як методи пасивної, так і активної відмовостійкості;
- сукупність методів контролю, діагностики і корекції помилок інформації в МСЧ, які на відміну від відомих, ґрунтуються на принципі нулевізації, що дозволяє підвищити відмовостійкість СОІУ реального часу, без зниження продуктивності, а саме: метод діагностики СОІУ заснований на використанні умовної альтернативної сукупності чисел (УАС) у МСЧ; метод контролю і діагностики СОІУ заснований на імовірнісній оцінці вибору робочої гіпотези про помилковість залишку по  $i$ -му модулю МСЧ; метод діагностики СОІУ шляхом використання часових числових перетинів у МСЧ; метод контролю і корекції помилок СОІУ, заснований на парній нулевізації чисел з попередньою вибіркою цифр у МСЧ і ще ряд методів аналогічного призначення;
- методи реалізації модульних і немодульних операцій у МСЧ;
- математичні основи реалізації позиційних і непозиційних операцій у МСЧ;
- оптимальні структури відмовостійкої СОІУ, що функціонує у МСЧ.

Виходячи з того, що потік даних, які поступають на обробку в СОІУ можна вважати пуассонівським, для опису процесів, що протікають у СОІУ ефективно застосування теорії марківських процесів. Тоді СОІУ у МСЧ може бути представлена як система масового обслуговування змішаного типу з обмеженням часу знаходження повідомлень, які вимагають обробки, в черзі і описана з використанням рівнянь Ерланга. При цьому враховуються також інтенсивності потоків подій пов'язаних із пошуком і виправленням помилок інформації, виконанням обмінних операцій та реконфігурації, що обумовлені властивостями МСЧ.

Проведені дослідження можливостей кодів МСЧ, які коректують, показали, що введення додаткових надмірних модулів дозволяє будувати високоефективні кодові конструкції, які не тільки виявляють помилку, але і визначають місце її виникнення, використовуючи тільки один контрольний модуль, що неможли-

ве при існуючих методах контролю і корекції помилок в ПСЧ. Порівняльний аналіз способів контролю помилок інформації (виявлення факту перекручення числа  $\tilde{A} = (a_1, a_2, \dots, a_n, a_{n+1})$ ) в МСЧ при  $d_{\min} = 2$  показав, що більшу ефективність має метод діагностики СОІУ заснований на використанні УАС. Основний принцип визначення помилкового залишку  $a_i$  полягає в тому, що для отриманої в результаті інформаційних операцій сукупності перекручених операндів  $\tilde{A}_1, \tilde{A}_2, \dots, \tilde{A}_p$ , в процесі виконання програми послідовно в часі визначаються УАС вигляду  $W(\tilde{A}) = W(\tilde{A}_1) \wedge \dots \wedge W(\tilde{A}_p)$ , де

$W(\tilde{A}_1) = \{m_{q_1}, m_{q_2}, \dots, m_{q_p}\}$  – альтернативна сукуп-

ність  $l$ -го перекрученого числа. Нехай в процесі контролю обробки інформації СОІУ в часі  $t'$  виявлено перекручення операнда  $A$ . В цьому випадку процес обробки інформації не переривається, а для перекрученого операнда за період  $t_{AC_1}$  визначається альтер-

нативна сукупність (АС)  $W(\tilde{A}_1)$ . Після визначення  $W(\tilde{A}_1)$ , через проміжок часу  $\Delta t_{\text{СОІУ}}$  визначається АС  $W(\tilde{A}_2)$ , де:  $\tilde{A}_2$  – результат операції чергового циклу обробки інформації СОІУ. Після цього визначається УАС  $W(\tilde{A}) = W(\tilde{A}_1) \wedge W(\tilde{A}_2)$ . Якщо  $W(\tilde{A}) \leq 2$ , то знаходження УАС припиняється. При  $W(\tilde{A}) > 2$  процес знаходження УАС продовжується. В кінці циклу обробки інформації на основі отриманої АС  $W(\tilde{A}) \leq 2$  проводиться корекція результату. Можна запропонувати ще два методи визначення АС  $W(\tilde{A})$ .

Перший полягає в тому, що АС  $W(\tilde{A})$  встановлюється перевіркою кожного з модулів  $m_i (i = \overline{1, n+1})$ , що вимагає додаткових апаратних і часових витрат на визначення АС. Другий метод припускає приведення операнда  $\tilde{A}$  до вигляду  $\tilde{A}^{(H)} = (0, 0, \dots, 0, \gamma_{n+1})$  тобто проводиться нулевізація числа  $\tilde{A}$ . Далі складається таблиця значень відповідностей числа  $\gamma_{n+1}$  можливим помилкам  $\Delta a_i$ , з якої визначається АС. Другий метод порівняно з першим дозволяє скоротити апаратні і часові витрати при визначенні АС, проте потрібно введення в АС надмірних модулів.

Усунути недоліки властиві розглянутим методам дозволяє метод підвищення інформативності АС в МСЧ, заснований на отриманні додаткової інформації про можливі перекручені залишки операнда  $\tilde{A}$ . Сутність запропонованого методу полягає в тому, що всі можливі АС визначаються на кожному з інтервалів попадання операндів  $A$ . Після цього визначаються загальні для цих інтервалів модулі  $m_{z_1}, \dots, m_{z_p}$ , по яких можлива помилка. Цей набір модулів і визначає необхідну АС. Скорочення кількості модулів в АС підвищує інформативність АС  $W(\tilde{A})$  про місце і величину помилки.

Скоротити час корекції помилок дозволяє метод контролю і діагностики СОІУ заснований на імовірнісній оцінці вибору робочої гіпотези про помилковість залишку по  $i$ -му модулі МСЧ, що дозволяє зменшити кількість перевірочних операндів. В даному випадку визначається залежність між приведеним коефіцієнтом

$$\xi_{k_i} = F(\gamma_{n+1}) = m_k / \sum_{i=1}^{n+1} m_i \quad i \text{ значенням } \gamma_{n+1}.$$

Критерієм вибору робочої гіпотези про помилковість залишку по модулю  $m_k$  є максимальне значення коефіцієнта розподілу помилок. При імовірнісній оцінці вибору робочої гіпотези: виконується нулевізація перевернутого операнда  $\tilde{A}$ . Отримується значення  $\tilde{A}^{(H)} = (0, 0, \dots, \gamma_{n+1})$ . По значенню  $\gamma_{n+1}$  визначається АС. По значенню  $\gamma_{n+1}$  здійснюється звернення до таблиць  $\xi_{k_i} = F(\gamma_{n+1})$ . У  $i$ -му інтервалі ( $i = \gamma_{n+1} m_{n+1} \pmod{m_{n+1}}$ ) визначається найбільше із значень  $\xi_{z_i}$ . Тоді модуль  $m_k$ , для якого значення  $\xi_{k_i} = \max$  при  $i = \text{const}$  є таким, що визначалось.

Застосування методу корекції помилок в МСЧ на основі використання часових числових перетинів, дозволяє спростити реалізацію процесу визначення АС в МСЧ і коректувати не тільки багатократні помилки в одному залишку, але і багатократні помилки в різних залишках. Для усунення надмірності АС  $W(\tilde{A})$  пропонується визначати значення  $\Delta A^{(H)} = \tilde{A} - \tilde{A}^{(H)}$ . Сутність запропонованого методу числових перетинів полягає в тому, що АС  $W(\tilde{A})$  визначається не у всьому інтервалі  $[jM, (j+1)M]$ , що містить  $\tilde{A}$ , а в перетині  $\Delta A^{(H)}$  цього інтервалу, що дозволяє істотно скоротити кількість модулів, по яких можлива помилка і приводить до зменшення числа операндів, які перевіряються, тобто до зменшення часу стягання  $\bar{W}(\tilde{A})$  до помилкового модуля. Проте даний метод визначення АС не дозволяє зменшити об'єм устаткування, яке використовується в блоці пам'яті (БП), що реалізує функцію  $\bar{W}(\tilde{A}) = \Phi(\gamma_{n+1}, \Delta A^{(H)})$ .

Зменшити об'єм устаткування, що використовується в блоці пам'яті дозволяє наступний метод корекції помилок, сутність якого полягає у визначенні АС чисел у МСЧ шляхом застосування властивості симетрії значень  $\bar{W}(\tilde{A})$  у БП, що аналітично виражається таким співвідношенням:

$$\begin{aligned} \bar{W}(\tilde{A}) &= \Phi(\gamma_{n+1}, \Delta A^{(H)}) = \\ &= \Phi_2 \{ [m_{n+1} - \gamma_{n+1}], [(M-1) - \Delta A^{(H)}] \}. \end{aligned}$$

Дані методи дозволяють коректувати не тільки багатократні помилки в одному залишку, але й багатократні помилки в різних залишках і спростити реалізацію процесу визначення АС у МСЧ.

Одним з методів визначення правильності числа є метод нулевізації, що полягає в переході від

вихідного числа  $A = (a_1, a_2, \dots, a_n, a_{n+1})$  до числа  $A^{(H)} = (0, 0, \dots, 0, \gamma_{n+1})$ . При виконанні такої послідовності перетворень виключається можливість виходу за робочий діапазон МСЧ. Якщо  $\gamma_{n+1} = 0$ , то вихідне число правильне й лежить у діапазоні  $[0, M)$ , якщо  $\gamma_{n+1} \neq 0$ , то число неправильне й лежить у діапазоні  $[jM, (j+1)M)$ , для  $j = 1, 2, \dots, m_{n+1} - 1$ .

Метод, що дозволяє проводити на кожному етапі нулевізацію одночасно по двох модулях з попередньою вибіркою цифр, припускає, що в деяких часових тактах з'єднуються операції підсумовування й вибірка чергової константи нулевізації, а також вибірка чергової константи й підготовка значень цифр, по яких на наступному етапі нулевізації буде здійснюватися вибірка чергової константи нулевізації. У процесі вибірки константи, за значеннями  $a_i$  і  $a_{n-i+1}$ , з відповідних таблиць можуть бути обрані значення  $a_{i+1}^1, a_{n-i}^1$  за один такт. У цьому випадку немає необхідності мати цифри по модулях  $m_{i+1}$  і  $m_{n-i}$ , що дозволяє зменшити розрядність констант нулевізації до значення

$$C = \left( \sum_{i=1}^{n/2} m_i m_{n-i+1} - n/2 \right) (n - 2i - 2).$$

Даний метод парної нулевізації чисел з попередньою вибіркою цифр, дозволяє зменшити час корекції однократних і багатократних помилок і для довільної розрядної сітки.

Метод корекції однократних помилок, що дозволяє виправляти помилки, кратні одному з дільників  $d_{i-1}$  і  $d_{i+1}$ , полягає в наступному. Нехай задана МСЧ із взаємно не простими модулями, тобто НЗД  $(m_1, m_2, \dots, m_n) \geq 2$ . Нехай задане число у МСЧ  $A = (a_1, a_2, \dots, a_n)$ . Визначаються всі значення  $a_k$   $k+1$ , тобто  $a_{12}, a_{23}, a_{34}, \dots, a_{n-1n}, a_{n1}$ . Вважаємо, що  $a_{i+1} \neq 0$ , а всі інші значення  $a_k$   $k+1 = 0$ . Так як  $a_{i+1} = (a_i - a_{i+1}) \pmod{d_{i+1}} \neq 0$ , то помилка може бути присутня тільки в залишках по модулях  $m_i$  або  $m_{i+1}$ . Тому можливі дві гіпотези: або помилка присутня в залишку  $a_i$ ; або помилка присутня в залишку  $a_{i+1}$ .

Відповідно до першої гіпотези якщо  $a_{i-1} = 0$ , то помилка кратна дільнику  $d_{i-1, i}$  й може приймати значення  $\Delta a_i = k d_{i-1, i}$ , для  $k_i = 1, 2, \dots, m_i / d_{i-1, i} - 1$ . Далі обчислюється сукупність значень  $a_{ik_i} = (a_i - k_i d_{i-1, i}) \pmod{m_i}$ . Якщо в цій сукупності знайдеться таке значення  $a_{im}$ , при якому  $A^{(m)} = (a_1, a_2, \dots, a_{im}, \dots, a_n)$  правильне число, то перша гіпотеза справедлива, тобто помилка присутня в залишку по модулю  $m_i$ . У цьому випадку виправленим числом є  $A_{a_{i-1}} = A^{(m)}$ , де  $a_{im} = (a_i - m_i d_{i-1, i}) \pmod{m_i}$ . Якщо при усіх значеннях  $a_{ik}$  число  $A^{(k_i)}$  неправильне, то значення  $a_i$  істинно, а помилка відбулася в залишку по модулю  $m_{i+1}$ . Так як  $a_{i+1} \neq 0$ , то помилка по модулю  $m_{i+1}$  кратна дільнику  $d_{i+1, i+2}$  тобто

$\Delta a_{i+1} = k_{i+1} d_{i+1 \ i+2}$ , де  $k_{i+1} = 1, 2, \dots, m_{i+1} / d_{i+1 \ i+2} - 1$ .  
 Визначається сукупність значень  $a_{i+1+k_{i+1}} = (a_{i+1} - k_{i+1} d_{i+1 \ i+2}) \bmod m_{i+1}$ , у цій сукупності обов'язково знайдеться така одиниця  $a_{i+1+N}$ , для якої  $A^{(N)} = (a_1, a_2, \dots, a_{i+1+N}, \dots, a_n)$  правильне число. Відзначимо, що черговість перевірки гіпотез довільна й не впливає на ймовірність корекції помилок. Однак з метою підвищення швидкодії визначення номера перекрученого залишку в першу чергу необхідно перевірити гіпотезу, для якої значення  $m_k / d_{k-1 \ k}$  ( $k = i, i+1$ ) буде найменшим. Цей метод дозволяє розширити клас помилок, які підлягають корекції, що істотно розширює коригувальні можливості лінійних кодів у МСЧ.

Виходячи із властивостей МСЧ імовірність безвідмовної роботи СОІУ у МСЧ, з урахуванням пасивної відмовостійкості, можна представити як імовірність безвідмовної роботи СОІУ у ПСЧ для випадку змінного резервування з навантаженням резервом. У цьому випадку вираз для визначення ймовірності безвідмовної роботи має вигляд

$$P_{1 \text{ NN}}^{(k)}(t) = \sum_{i=0}^k C_{k+n}^i P_1^{k+n-i}(t) \sum_{j=0}^i (-1)^j C_i^j P_1^j(t),$$

де  $D_1(t) = e^{-\lambda_1 t}$  – імовірність безвідмовної роботи тракту обробки інформації (ТОІ) по найбільшому (найменш надійному) модулю  $m_{n+k}$  МСЧ;  $\lambda_1$  – інтенсивність відмов устаткування ТОІ у МСЧ по  $m_{n+k}$ .

З огляду на те, що ймовірність безвідмовної роботи ТОІ СОІУ  $P_1(t) = e^{-\lambda_1 t}$ , імовірність безвідмовної роботи автомата надійності (АН)  $P_{\text{АН}}(t) = e^{-\lambda_A t}$  і частота відмов дорівнює  $\lambda_1(t) = e^{-\lambda_1 t}$ , одержимо вираз для визначення ймовірності безвідмовної роботи СОІУ у МСЧ, використовуючи активну відмовостійкість:

$$P_{1 \text{ NN}}^{(k+r)}(t) = e^{-n\lambda_1 t} \sum_{i=0}^{k+2} \left( n \frac{\lambda_1}{\lambda_A} \right)^i - n \frac{\lambda_1}{\lambda_A} e^{-(\lambda_A + n\lambda_1) t} \times \\ \times \sum_{i=0}^{k+r-1} \sum_{j=0}^{k+r-1-i} \left( n \frac{\lambda_1}{\lambda_A} \right)^j \frac{(n\lambda_1 t)^i}{i!},$$

де  $\lambda_A = \lambda_A^1 + 2\lambda_1$  – інтенсивність відмов АН;  $\lambda_A^1$  – інтенсивність відмови перемикаючого пристрою;  $\lambda_1$  – інтенсивність відмови одного ТОІ;  $2\lambda_1$  – інтенсивність відмов контрольних ТОІ.

У теоретичному плані ця математична модель надійності дозволяє досліджувати всі основні види резервування, що обумовлені властивостями МСЧ. Проведена порівняльна оцінка надійності СОІУ з різними характеристиками показує, що застосування МСЧ забезпечує більш високе значення ймовірності безвідмовної роботи, ніж тройована система з мажоритарним контролем у ПСЧ для довільної розрядної сітки обробки інформації навіть при менших апаратних витратах (до 40%). При цьому ефективність застосування МСЧ для підвищення безвідмовності СОІУ зростає зі збільшенням довжини розрядної сітки операндів, що оброблюються [1 – 3, 5, 6].

Відомо, що існує чотири принципи реалізації арифметичних операцій у МСЧ [1]. З огляду на інноваційні тенденції в розвитку СОІУ доцільно ввести п'ятий принцип реалізації арифметичних операцій у МСЧ, а саме нейромережевий принцип. Даний принцип ґрунтується на використанні нейромережевого логічного базису і є одним з перспективних напрямків досліджень збільшення розмірності простору рішення при реалізації паралельних обчислень у реальному часі [5, 7]. Однак проведені на цей час аналітичні дослідження функціональної надійності нейронних мереж зіштовхуються з відсутністю апробованого математичного апарата, що не дозволяє використовувати у повному обсязі цей інноваційний напрям для створення засобів реалізації модульних операцій. Дослідження принципів реалізації арифметичних операцій у МСЧ показало, що найбільш перспективним по характеристиках безвідмовності й швидкості обробки інформації є табличний принцип. Використання властивості симетричності таблиць щодо діагоналі, вертикалі й горизонталі, які проходять між числами  $(m_i - 1)/2$  й  $(m_i + 1)/2$  дозволило розробити ряд методів і алгоритмів інформаційного стиснення табличних цифрових структур з використанням кодів табличного множення (КТМ) [1 – 3, 5, 6].

Алгоритм визначення результату операції модульного множення за допомогою КТМ наступний. Якщо задані два операнда у КТМ  $a_i = (\gamma_a, a'_i)$ ,  $\beta_i = (\gamma_\beta, \beta'_i)$ , то для того, щоб одержати добуток цих чисел по модулю  $m_i$ , досить знайти добуток  $a'_i \beta'_i \pmod{m_i}$  і інвертувати його узагальнений індекс  $\gamma_i$ , у випадку, якщо  $\gamma_a$  відмінно від  $\gamma_\beta$ , тобто  $a_i \beta_i \pmod{m_i} = (\gamma_i, a'_i \beta'_i \pmod{m_i})$ , де

$$\gamma = \begin{cases} \bar{\gamma}_i, & \text{якщо } \gamma_a \neq \gamma_\beta, \\ \gamma_i, & \text{якщо } \gamma_a = \gamma_\beta; \end{cases} \quad a'_i = \begin{cases} a_i, & \text{якщо } \gamma_a = 0, \\ m_i - a_i, & \text{якщо } \gamma_a = 1. \end{cases}$$

При використанні даного алгоритму ПЗП, що реалізує операцію модульного множення, конструктивно зменшуються в чотири рази.

При дослідженні цифрових властивостей таблиць модульних операцій додавання й віднімання отримане співвідношення

$$[(\gamma_a, a'_i) + (\gamma_\beta, \beta'_i)] + \{[m_i - (\gamma_a, a'_i)] - (\gamma_\beta, \beta'_i)\} = 0 \pmod{m_i}, \quad (1)$$

де  $a_i = (\gamma_a, a'_i)$ ,  $\beta_i = (\gamma_\beta, \beta'_i)$  – вхідні операнди, представлені в КТМ. З виразу (1) одержимо

$$(\gamma_a, a'_i) + (\gamma_\beta, \beta'_i) = m_i - \{[m_i - (\gamma_a, a'_i)] - (\gamma_\beta, \beta'_i)\} \quad (2)$$

Вираз (2) являє собою універсальний алгоритм, що має вигляд

$$(a_i - \beta_i) \rightarrow [(m_i - a_i) - \beta_i] \rightarrow \rightarrow \{m_i - [(m_i - a_i) - \beta_i]\} \rightarrow (a_i + \beta_i)$$

з якого видно, що для одержання результату операції модульного додавання в КТМ досить знати результат операції модульного віднімання. Результат операції

модульного віднімання за допомогою ПЗП, що реалізує операцію модульного додавання можна визначити з використаннями виразу отриманого з (2):

$$(\gamma_a, a'_i) - (\gamma_\beta, \beta'_i) = \{(\gamma_a, a'_i) + [m_i - (\gamma_\beta, \beta'_i)]\}.$$

Схематично цей алгоритм може бути представлений у вигляді

$$(a_i + \beta_i) \rightarrow [a_i + (m_i - \beta_i)] \rightarrow (a_i - \beta_i).$$

Запропоновані універсальні алгоритми, що реалізують за допомогою КТМ арифметичні операції в МСЧ, дозволяють скоротити приблизно на 60 - 70% кількість устаткування пристроїв обробки інформації. Це досягається за рахунок використання всього четвертої частини кожної з таблиць ПЗП, що раніше було можливо тільки для операції модульного множення. Не порушуючи спільності міркувань, будеться аналогічний алгоритм модульного множення, що реалізує описаний підхід.

Для спрощення виконання операції модульного множення пропонується наступний метод. При обчисленні значень  $a_i^* \beta_i^*$  або  $a_i^* \beta_i^* + m_i / 2$  не завжди існує однозначна відповідність вигляду  $(a_i \beta_i)^* = a_i \beta_i + m_i / 2$ , тому вузли ПЗП, для яких  $(a_i \beta_i)^* = a_i^* \beta_i^*$  позначаються знаком «+», а коригувальна шина ПЗП, що поєднує ці вузли таблиці, видає сигнал, який вказує на відсутність необхідності корекції результату операції. При відсутності сигналу коригувальної шини до результату операції необхідно додати величину  $m_i / 2$ , тобто

$$(a_i \beta_i)^* = (a_i^* \beta_i^* + m_i / 2) \bmod m_i.$$

Для спрощення реалізації модульної операції множення в негативній області пропонується вузлам таблиці ПЗП присвоювати значення  $a_i' \beta_i' \pmod{m_i}$ , або значення  $a_i' \beta_i' \pmod{m_i} + m_i / 2$ . У цьому випадку відбувається самокорекція результату операції.

Для спрощення виконання модульних операцій пропонується принцип реалізації пристроїв для виконання операції модульного множення при введенні знака числа в явному вигляді. Для цього число  $a_i$  супроводжується його знаком  $\Omega_{a_i}$ , тобто операнд представиться у вигляді  $a_i = (\Omega_{a_i}, \gamma_a, a'_i)$ . Якщо  $a_i \geq 0$ , то  $\Omega_{a_i} = 0$ , а якщо  $a_i < 0$ , то  $\Omega_{a_i} = 1$ . Знакова ознака  $\Omega_{a_i \beta_i}$  результату операції формується суматором по модулю два  $\Omega_{a_i \beta_i} = \Omega_{a_i} \wedge \Omega_{\beta_i} \vee \Omega_{a_i} \wedge \Omega_{\beta_i}$ . У вихідному регістрі буде міститися результат операції модульного множення в спеціальному КТМ  $a_i \beta_i = (\Omega_{a_i \beta_i}, \gamma_i, a'_i \beta'_i \pmod{m_i})$ .

Пропоновані методи виконання модульних операцій у МСЧ дозволяють приблизно на 70% скоротити кількість устаткування пристроїв обробки інформації поза залежністю від типу реалізованих операцій (додавання, віднімання або множення).

Важливе місце при обробці інформації займає важко реалізуєма у МСЧ операція ділення. В основі

запропонованого методу визначення результату операції  $(A_1 / A_2) \bmod M$  лежить заміна операції ділення на операцію множення, де дільник  $A_2$  замінюється на співмножник  $A_2^{-1}$ , тобто  $A_1 / A_2 = A_1 A_2^{-1}$ . Дана задача вирішується при реалізації операції порівняння й переведення чисел із МСЧ у ПСЧ і зворотню. Метод визначення  $A_2^{-1}$  може бути реалізований алгоритмами на основі застосування теорем Ферма й Вільсона. З погляду простоти технічної реалізації більше апробований перший алгоритм.

Як показник для кількісної оцінки безвідмовності СОІУ доцільно використовувати ймовірність безвідмовної роботи  $P(t)$ . При цьому заданою кількістю устаткування  $V_{\text{сaa}}^{(l)}$  вважаємо відносну кількість устаткування позиційної трійованої мажоритарної структури 1-байтової СОІУ, наведене до одиниці розрядної сітки. Необхідним об'ємом устаткування резервованої СОІУ у МСЧ вважається відносна кількість устаткування, що визначається за допомогою виразу

$V_{1 \text{ NN}}^{(l)} = \sum_{i=1}^n x_i \times \alpha_i$ , де  $\alpha_i = [\log_2(m_i - 1)] + 1$ ;  $x_i$  – кількість однотипних трактів обробки інформації в каналі обробки інформації за модулями  $m_i$  МСЧ, з яких складається резервована СОІУ у МСЧ.

При такій постановці питання вимагають рішення наступні дві задачі. Перша задача припускає забезпечення ймовірності безвідмовної роботи системи не менш заданої при мінімальних витратах на резервні елементи.

$$\begin{cases} W_c = \sum_{i=1}^n (\omega_i m_i + \omega_i^0); \\ P_c(t) = \prod_{i=1}^n P_i(t, m_i) \geq P_{\text{mp}}(t), \end{cases}$$

де  $P_c(t)$  – ймовірність безвідмовної роботи системи;  $P_{\text{mp}}(t)$  – необхідне значення ймовірності безвідмовної роботи системи;  $W_c$  – вартість системи;  $m_i$  – число резервних елементів на  $i$ -й ділянці системи;  $n$  – число різних ділянок системи;  $\omega_i$  – вартість одного елемента  $i$ -ї ділянки системи;  $\omega_i^0$  – початкова вартість основного елемента  $i$ -ї ділянки системи;  $P_i(t, m_i)$  – ймовірність безвідмовної роботи  $m_i$ -ї ділянки системи при наявності на ньому  $m_i$  резервних елементів.

Друга задача припускає забезпечення максимально можливої ймовірності безвідмовної роботи системи при заданих витратах на резервні елементи.

$$\begin{cases} P_c(t) = \prod_{i=1}^n P_i(t, m_i) \rightarrow \max \\ W_c = \sum_{i=1}^n (\omega_i m_i + \omega_i^0) \leq W_{\text{mp}}, \end{cases}$$

де  $W_{\text{mp}}$  – необхідне значення вартості системи.

Результати рішення задачі оптимального резервування дозволяють одержати необхідний вектор

стану СОІУ у МСЧ  $X_{\text{NN}}^{(1)} = \{x_1 \| x_2 \| \dots \| x_i \| x_n\}$ . Виходячи зі структури вектора стану неважко одержати в загальному вигляді математичну модель надійності СОІУ у МСЧ

$$P_{\text{NN}}^{(1)}(t) = \left\{1 - \left[1 - P_1^{(0)}(t)\right]^{x_1+1}\right\} \cdot \left\{1 - \left[1 - P_2^{(0)}(t)\right]^{x_2+1}\right\} \cdot \dots \cdot \left\{1 - \left[1 - P_n^{(0)}(t)\right]^{x_n+1}\right\}.$$

Використання даної моделі дозволяє розробити сукупність математичних моделей відмовостійкості СОІУ для довільної розрядної сітки обробки інформації й синтезувати відмовостійки структури у МСЧ.

Аналіз отриманих результатів розрахунків імовірності безвідмовної роботи, коефіцієнтів ефективності для різних значень кратностей резервування показав, що при заданих вихідних даних застосування непозиційних кодових структур у МСЧ для підвищення надійності (відмовостійкості) систем обробки інформації набагато ефективніше чим трійованої мажоритарної структури у ПСЧ.

У загальному вигляді визначення залишка числа по довільному модулю  $m_i$  МСЧ, рівноцінно обчисленню полінома в точці. У цьому випадку представлення натурального числа, заданого у ПСЧ, у вигляді коду МСЧ еквівалентно представленню полінома його значеннями одночасно в декількох точках. Зворотня операція переведення числа із МСЧ у число у ПСЧ еквівалентна інтерполяції полінома. Важливою перевагою поліноміальної МСЧ (ПМСЧ) є можливість обробки комплексних чисел як єдиного цілого, без розбивки на дійсну й мниму частини, здійснюючи распаралелювання процесу обробки інформації на рівні мікрооперацій. Безпосередньо переведення  $A(z)$  з позиційної системи числення в непозиційну можна звести до підсумовування по модулю двох величин  $(a_i^j z^j) \bmod p_i(z)$  відповідно до заданого полінома  $A(z)$ . Даний метод характеризується мінімальними апаратними витратами в порівнянні з раніше відомими методами зниження розрядності й ітеративного послідовного перетворення.

Відновлення заданого полінома  $A(z) \in GF(p^v)$  по сукупності його залишків  $(\alpha_1(z), \alpha_2(z), \dots, \alpha_n(z))$  також є одним з актуальних завдань, рішення якого можливо двома методами. Перший метод будується на основі застосування ортогональних базисів  $B_i(z)$   $i = 1, 2, \dots, n$  для ПМСЧ поля Галуа  $GF(p^v)$ , з використанням китайської теореми про залишки. Даний метод аналогічний за структурою методу обчислення ортогональних базисів у МСЧ.

Основа другого методу зворотного перетворення із ПМСЧ у ПСЧ базується на введенні проміжної змішаної узагальненої поліадичної системи числення (УПЧ), що дозволяє зображувати число  $A$

$$\text{як } A = a_1 + a_2 p_1 + a_3 p_1 p_2 + \dots + a_n p_1 \dots p_{n-1} = \sum_{k=1}^n a_k q_{k-1},$$

де  $a_k$  – цифри, а  $q_k = q_{k-1} p_k$  – вага цифри в ОПЧ.

При побудові процедур пошуку й виправлення помилок у непозиційному коді потрібна реалізація операції визначення позиційної характеристики непозиційного коду. Основним недоліком існуючих методів визначення позиційної характеристики є необхідність виконання операції підсумовування парних добутоків по модулю  $P(z)$ . При великих значеннях динамічного діапазону  $P(z)$  побудова суматора по модулю  $P(z)$  проблематична. Одним зі шляхів рішення даної проблеми є визначення рангу числа –  $K(z)$ , тоді

$$\hat{A}(z) = \sum_{i=1}^n \alpha_i(z) B_i(z) - K(z) P(z) \quad (3)$$

На відміну від відомих виразів, у яких значення  $\hat{A}(z)$  не можна вивести за межі кільця  $P(z)$ , рівняння (3) здійснює зсув значення  $\hat{A}(z)$  за межі цього діапазону  $P(z)$ . Таким чином, на початку визначається величина рангу, а потім на підставі виразу (3) здійснюється переведення  $\hat{A}(z)$  із ПМСЧ у позиційну систему числення.

Пропонована для використання в ІТ математична модель багатоступінчастої ПМСЧ, дозволяє ефективно реалізувати модульні процедури підвищеної розрядності, забезпечуючи при цьому менші схемні витрати в порівнянні з використанням одноступінчастої ПМСЧ. Одним з підходів що дозволяють знизити надмірність апаратних витрат при реалізації ортогональних перетворень сигналів у полях Галуа  $GF(p^v)$  є можливість заміни полінома більше високого ступеня добутком взаємно простих поліномів більше низького ступеня. Дана властивість непозиційних кодів є основою для побудови багатоступінчастої поліноміальної МСЧ у полях Галуа дозволяють будувати для обчислення залишку прості й швидкі процедури декодування, згідно виразу

$$\alpha_j^k(z) = \left\| \sum_{i=1}^n A^i(z) \right\|_{p_j(z)}^+ \Big|_{p_k(z)}^+,$$

де  $j=1, 2, \dots, l$ ;  $l$  – кількість модулів першого ступеню;  $k=1, 2, \dots, s$ ;  $s$  – кількість модулів другого ступеню ПМСЧ;  $n$  – розрядність вхідного полінома  $A(z)$ .

Основні компоненти, що складають логічний рівень запропонованого підходу до створення відмовостійких СОІУ, які функціонують у МСЧ докладно розглянуті в роботах [1 – 3, 5, 6].

Третім є фізичний рівень, що розкриває програмно-апаратну реалізацію ІТ. На даному рівні математична модель перетворюється в алгоритмічну, що визначає порядок дій. На фізичному рівні ІТ розглядається як система яка містить підсистеми функціонуючи у МСЧ: обробки даних, обміну даними, накопичення й зберігання даних, представлення знань, управління даними. У рамках даного рівня пропонуються:

– обчислювально реалізовані алгоритми: інфо-

рмаційного стиснення табличних цифрових структур; табличної обробки інформації, що дозволяють одержати поліпшені характеристики по швидкодії й надійності СОІУ; арифметичного й алгебраїчного порівняння операндів у МСЧ, що засновані на принципі одержання й порівняння унітарного однорядового коду; визначення зворотної мультиплікативної величини числа; корекції помилок у МСЧ із взаємно парно не простими модулями; виконання немодульних операцій у МСЧ;

– методика синтезу відмовостійких і швидкодіючих СОІУ, що дозволяє забезпечити максимальне значення коефіцієнта запасу працездатності, при наявності обмежень на точність, швидкість і достовірність обробки даних;

– синтезовані структури відмовостійких систем обробки інформації й управління у МСЧ;

– патентоспроможні пристрої обробки інформації у МСЧ.

Оскільки інформаційну технологію орієнтовану на певну галузь застосування можна представити як сукупність взаємозалежних інформаційних процесів, кожний з яких містить певний набір процедур, то технологію обробки інформації у МСЧ можна представити у вигляді структури, що передбачає три рівні конвеєрної обробки даних. Перший рівень призначений для здійснення прямого перетворення з позиційного коду у модулярний код. Другий рівень пов'язаний з реалізацією безпосередньо процесу обробки інформації у МСЧ і реалізації обмінних операцій. Отриманий результат надходить на третій рівень, де здійснюється зворотне перетворення з модулярного коду в позиційний двійковий код, пошук і локалізація місця знаходження помилки й реконфігурація, при необхідності, структури СОІУ.

Варіанти реалізації складових фізичного рівня ІТ побудови СОІУ, що функціонують у МСЧ докладно розглянуті в роботах [1 – 3, 5, 6].

## Висновки

1. Розглянуті у статті методологічні засади створення прикладної інформаційної технології дозволяють розробляти, досліджувати та будувати відмовостійкі і високошвидкісні СОІУ реального часу, що функціонують у МСЧ.

2. Застосування трирівневої моделі ІТ дозволяє досить повно описати інформаційні процеси, що протікають у відмовостійких СОІУ реального часу, які функціонують у МСЧ.

3. Технологію обробки інформації у МСЧ доцільно представити у вигляді структури, що передбачає три рівні конвеєрної обробки даних.

4. Запропоновані методи корекції помилок у МСЧ дозволяють відносно просто реалізувати процедуру виявлення й виправлення однократних і багатократних помилок для розрядної сітки довільної довжини, що є основою для створення відмовостійких СОІУ реального часу.

## Список літератури

1. Методы многоверсионной обработки информации в модулярной арифметике: моногр. / В.И. Барсов, В.А. Краснобаев, А.А. Сиора, И.В. Авдеев. – Х.: МОН, УИПА, 2008. – 460 с.
2. Модели и методы повышения отказоустойчивости и производительности УВК специализированных систем управления реального времени на основе применения непозиционных кодовых структур модулярной арифметики: моногр. / В.И. Барсов, Л.С. Сорока, В.А. Краснобаев, Али Абдуллах Хери. – Х.: МОН, УИПА, 2008. – 147 с.
3. Барсов В.И. Методология параллельной обработки информации в модулярной системе счисления: моногр. / В.И. Барсов, Л.С. Сорока, В.А. Краснобаев. – Х.: МОН, УИПА, 2009. – 288 с.
4. Барсов В.И. Концепция створення систем обробки інформації безпілотних літальних апаратів на основі використання модулярної арифметики / В.И. Барсов // *Електроінформ.* – Львів, 2008. – № 4. – С. 9-11.
5. Система обработки информации и управления АСУ ТП на основе применения кодов в модулярной арифметике: моногр. / В.И. Барсов, В.А. Краснобаев, И.А. Фурман, и др. – Х.: МОН, УИПА, 2009. – 159 с.
6. Модели и методы параллельной реализации логических операций в АСУ ТП: моногр. / В.И. Барсов, В.А. Краснобаев, И.А. Фурман, и др. – Х.: МОН, УИПА, 2009. – 138 с.
7. Барсов В.И. Концепция создания нейрокомпьютеров систем управления на основе использования модулярной арифметики / В.И. Барсов, В.А. Краснобаев, Khery Ali Abdullah, O.B. Зефирова // *Радиоэлектронні і комп'ютерні системи.* – 2007. – № 6(25). – С. 40-54.

Надійшла до редколегії 20.08.2010

Рецензент: д-р техн. наук, проф. В.А. Краснобаєв, Харківський національний технічний університет сільського господарства ім. Петра Василенка, Харків.

## МЕТОДОЛОГИЧЕСКИЕ ПРИНЦИПЫ СОЗДАНИЯ ИНФОРМАЦИОННОЙ ТЕХНОЛОГИИ ПОСТРОЕНИЯ ОТКАЗОУСТОЙЧИВЫХ СИСТЕМ УПРАВЛЕНИЯ, ФУНКЦИОНИРУЮЩИХ В МОДУЛЯРНОЙ СИСТЕМЕ СЧИСЛЕНИЯ

В.И. Барсов

*Рассмотрены методологические принципы создания информационной технологии построения отказоустойчивых и высокоскоростных систем обработки информации и управления, которые функционируют в модулярной системе исчисления.*

**Ключевые слова:** системы обработки информации и управления, информационная технология, модулярная система исчисления, отказоустойчивость, производительность.

## METHODOLOGICAL PRINCIPLES OF INFORMATION TECHNOLOGY CREATION OF CONSTRUCTION OF FAULT TOLERANCE SYSTEMS MANAGEMENT, WHICH FUNCTION IN MODULAR SCALE OF NOTATION

V.I. Barsov

*Methodological principles of creation of information technology of construction of the fail-firmness, and high-speed systems are considered treatments of information and management, which function in the modular scale of notation.*

**Keywords:** systems of treatment of information and management, information technology, modular scale of notation, fail-firmness, productivity.