Експериментально функціонування такого пристрою канального кодування було перевірено на багатоканальному апараті цифрової магнітної реєстрації ПО «Радіоприлад», м. Москва. В результаті тестування було показано, що при однаковій швидкості протягування магнітної стрічки 2 м/сек і спільній синхронізації середня достовірність вихідного сигнала для коду ГК 4/5 склала значення 10^{-5} збій/біт та для коду КФ(0, 3, 8, 9) — 2 10^{-6} збій/біт. Реальне підвищення густини реєстрації, тільки через зменшення надлишковості КФ коду склало більш як 12,5 %. Враховуючи додаткове збільшення рівня достовірності (в п'ять разів), можна розраховувати на значне покращення параметра густини реєстрації порівняно з теоретичними оцінками (31 %).

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Гитлиц М. В., Магнитная запись сигналов, М, Радио, 1990. — 232 с.

2. Марценюк В. П. Коди Каутса-Фибоначчи в цифровых регистраторах измерительной информации // УСиМ. — 1991. — № 6. — С. 29—32.

3. Марценюк В. П. Аналіз характеристик та методів канального кодування для високоточних цифрових реєстраторів аналогових сигналів // Вісник ВПІ. — 1998. — № 4. — С. 44—47.

4. Марценюк В. П., Тарасова О. М., Лихогляд А. В. Дослідження спектральних характеристик цифрових потоків канальних кодів // Вісник ВПІ. — 2001. — № 1. — С. 54—58.

Рекомендована кафедрою обчислювальної техніки

Надійшла до редакції 8.10.02
Рекомендована до друку 31.10.02

Марценюк Валерій Пантелеймонови – доцент кафедри обчислювальної техніки.
Вінницький державний технічний університет

УДК 681.325.5

О. Д. Азаров, д. т. н., проф.; О. І. Черняк

МЕТОД ВИДІЛЕННЯ ЦІЛОЇ І ДРОБОВОЇ ЧАСТИН ЧИСЕЛ У КОДАХ ЗОЛОТОЇ ПРОПОРЦІЇ

Можливість самосинхронізації і порозрядного оброблення послідовних кодів, починаючи зі старших розрядів, а також можливість прискорення під час перетворень форми інформації дозволяють використовувати коди золотої пропорції для ефективного розв'язання задач цифрового оброблення сигналів [1—4]. Однією з важливих операцій цифрового оброблення сигналів є виділення цілої і дробової частини чисел.

Метою статті є аналіз особливостей виділення цілої і дробової частини чисел на основі їх кодового зображення в системах числення з нецілою основою і розроблення методу виділення цілої і дробової частини в кодах золотої пропорції.

У кодах золотої пропорції будь-яке число можна зобразити у вигляді суми

$$A_{n,k} = \sum_{i=-k}^{n-1} a_i \alpha^i ,$$

де $\alpha = \dfrac{1+\sqrt{5}}{2}$ — основа системи числення; n — кількість розрядів з додатними покажчиками степеня; k — кількість розрядів з від'ємними покажчиками степеня; $a_i \in \{0,1\}$ — двійкова i-та цифра коду.

Оскільки основа даної системи числення не є цілим числом, виділення цілої і дробової частин коду не може виконуватись так само просто, як у класичних системах числення з цілою основою. Позначимо цілу частину числа $I(A_{n,k})$, а дробову — $F(A_{n,k})$. Тоді для довільної системи числення з нецілою основою можна записати:

$$
\begin{aligned}
I(A_{n,k}) &= A_{n,k} - F(A_{n,k});\\
F(A_{n,k}) &= F(F(A_n) + F(A_k)),
\end{aligned}
\qquad (1)
$$

де $A_n = \sum\limits_{i=0}^{n-1} a_i w^i$; $A_k = \sum\limits_{i=-k}^{-1} a_i w^i$; w – основа системи числення.

Очевидно, що $F(F(A_n) + F(A_k))$ і $F(A_k)$ можуть містити w тільки з від'ємними показниками степеня. У надлишкових системах числення з нецілою основою від'ємними степенями w можуть бути зображені також числа більші від одиниці. Коди золотої пропорції дозволяють виділяти з такого коду дробову частину шляхом приведення її до мінімальної форми, відкидаючи при цьому одиниці переповнення.

Особливість виділення цілої і дробової частини в кодах золотої пропорції полягає в обчисленні $F(A_n)$ і в приведенні до мінімальної форми коду, отриманого відкиданням додатних степенів α від виразу $F(F(A_n) + F(A_k))$. У немінімальному коді золотої пропорції можлива лише одна одиниця переповнення. Тому мінімізація приведе до віднімання $\alpha^0 = 1$, тобто віднімання цілого числа, що не спотворить значення дробової частини.

Для обчислення $F(A_n)$ необхідно визначити значення, на яке відрізняється від цілого числа будь-який степінь α. Можна показати, що

$$\alpha^0 = I; \quad \alpha^1 = I + \alpha^{-1}; \quad \alpha^2 = I + \alpha^{-2},$$

де I – ціле число.

З двох останніх виразів, використовуючи $I + I = I$, можна отримати:

$$\alpha^3 = \alpha^2 + \alpha^1 = I + \alpha^{-1} - \alpha^{-2} = I + \alpha^{-3};$$

$$\alpha^4 = \alpha^3 + \alpha^2 = I - \alpha^{-2} + \alpha^{-3} = I - \alpha^{-4};$$

і так далі. Таким чином, для довільного i

$$\alpha^i = I - (-1)^i \alpha^{-i}.$$

Даний вираз може бути також отриманий на основі аналізу зв'язку між золотою пропорцією та числами Фібоначчі і Люка, описаному в [1]. Відхилення δ_i i-ї ваги від цілого числа дорівнює

$$\delta_i = -(-1)^i \alpha^{-i}.$$

Подамо A_n у вигляді

$$A_n = \sum_{i=0}^{(n/2)-1} a_{2i}\, \alpha^{2i} + \sum_{i=0}^{(n/2)-1} a_{2i+1}\, \alpha^{2i+1}.$$

Тоді відхилення Δ_n числа A_n від цілого складе

$$\Delta_n = \sum_{i=0}^{(n/2)-1} \left(\delta_{2i+1}\, \alpha^{-(2i+1)}\right) - \sum_{i=0}^{(n/2)-1} \delta_{2i}\, \alpha^{-2i} = \Delta_{n1} - \Delta_{n0},$$

де $\Delta_{n1} = \sum\limits_{i=0}^{(n/2)-1} \left(\delta_{2i+1}\, \alpha^{-(2i+1)}\right)$ — код, утворений з відхилень непарних розрядів;

$\Delta_{n0} = \sum\limits_{i=0}^{(n/2)-1} \delta_{2i}\, \alpha^{-2i}$ — код, утворений з відхилень парних розрядів.

Звідси

$$F(A_n) = \begin{cases} \Delta_n, \text{ якщо } \Delta_n \geq 0; \\ 1+\Delta_n, \text{ якщо } \Delta_n < 0. \end{cases}$$

Запобігти операції визначення знаку A можна, якщо в (1) замість $F(A_n)$ записати $1+F(A_n)$, оскільки

$$1+\Delta_n = \begin{cases} F(A_n), & \text{якщо } \Delta_n < 0; \\ 1+F(A_n), & \text{якщо } \Delta_n \geq 0. \end{cases}$$

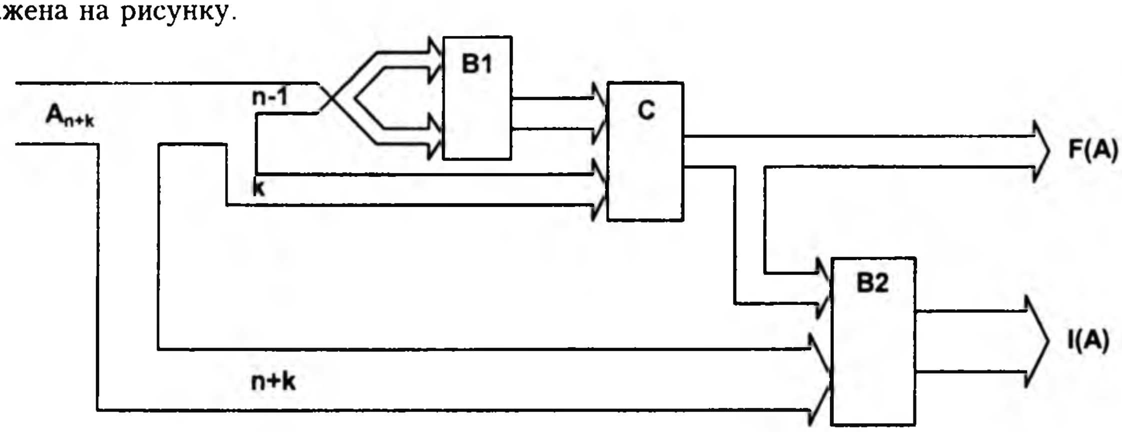
У випадку, коли $\Delta_n \geq 0$, розряди коду з від'ємними степенями можуть містити число, більше від одиниці. Однак, в результаті приведення до мінімальної форми і відкидання одиниці переповнення в цих розрядах залишиться число, менше від одиниці.

Таким чином, для визначення дробової частини числа в кодах золотої пропорції необхідно виконати такий алгоритм:

1. Виділити A_n;
2. Утворити коди Δ_{n0} та Δ_{n1} з відхилень δ_i парних і непарних розрядів;
3. Відняти Δ_{n0} від $\Delta_{n1}+1$ і отримати $F(A_n)$;
4. Додати до $F(A_k)$ значення $F(A_n)$ і отримати $F(A_{n,k})$;
5. Привести код $F(A_{n,k})$ до мінімальної форми.

Для визначення цілої частини числа необхідно від числа відняти його дробову частину і результат привести до мінімальної форми.

На основі запропонованого алгоритму розроблено пристрій для виділення цілої і дробової частин паралельних кодів золотої пропорції [5]. Структурна схема пристрою зображена на рисунку.



Структурна схема пристрою для виділення цілої і дробової частин паралельних кодів золотої пропорції

Пристрій містить віднімачі B1 і B2 та суматор C, що виконують віднімання і додавання паралельних кодів золотої пропорції. Результат на виході C і B2 повинен приводитись до мінімальної формі. Дробова частина $F(A_n)$ обчислюється на віднімачі B1, на котрому віднімаються коди, утворені дробовими значеннями парних і непарних розрядів. Потім на суматорі C код $F(A_n)$ додається до коду $F(A_k)$, отриманому простою комутацією. Приведений до мінімальної форми код на виході суматора є дробовою частиною числа $F(A)$. Ціла частина числа $I(A)$ обчислюється на віднімачі B2 відніманням дробової частини $F(A)$ від усього числа A з подальшим приведенням результату до мінімальної форми.

Слід зазначити, що коди золотої пропорції є єдиною відомою системою числення з нецілою основою, що дозволяє відносно просто визначати цілу і дробову частини чисел за їх кодами. В будь-якій іншій системі числення з нецілою основою δ_i не може бути записаним у вигляді одного розряду, а являє собою в загальному випадку код.

Висновок

Використовуючи запропонований метод, можна в кодах золотої пропорції спростити визначення цілої і дробової частини чисел у порівнянні з будь-якою іншою відомою системою числення з нецілою основою.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Стахов А. П. Коды золотой пропорции. — М.: Радио и связь, 1983. — 152 с.
2. Азаров О. Д. Прискорене аналого-цифрове перетворювання на основі надлишкових позиційних систем числення // Вісник ВПІ. — 1993. — № 1. — С. 22—27.
3. Лужецкий В. А., Черняк А. И., Титов С. Л., Козлюк П. В. Аналоговый микропроцессор для фильтрации сигналов // Методы и микроэлектронные средства цифрового преобразования и обработки сигналов: Тезисы докладов конференции. — Рига, 1983. — С. 260—262.
4. Черняк О. І., Азаров О. Д. Методи конвеєрної порозрядної обробки послідовних кодів золотої пропорції // Вісник ВПІ. — 1996. — № 1. — С. 14—17.
5. А.с. 1608802 СССР. Устройство для выделения целой и дробной части параллельного кода числа / Стахов А. П., Лужецкий В. А., Черняк А. И. и др. // Бюл. изобр. — 1990. — № 43.

Рекомендована кафедрою обчислювальної техніки

Надійшла до редакції 18.11.02
Рекомендована до друку 3.12.02

Азаров Олексій Дмитрович – завідувач кафедри; ***Черняк Олександр Іванович*** – доцент.

Кафедрра обчислювальної техніки, Вінницький державний технічний університет

УДК 681.32

В. П. Кожем'яко, д. т. н., проф.; С. В. Павлов к. т .н., доц.; Хані Аль-Зубі, асп.

МЕТОДИ ТА ЗАСОБИ ІДЕНТИФІКАЦІЇ БІОМЕДИЧНОЇ ІНФОРМАЦІЇ НА ОСНОВІ KVP-ПЕРЕТВОРЕНЬ

Вступ

Прогрес ряду галузей техніки значною мірою зумовлений створенням високопродуктивних систем розпізнавання образів і оброблення зображень [1]. Ефективність сучасних засобів інформаційної техніки забезпечується функційною цілісністю, паралельністю роботи елементної бази, однорідністю, багатофункційністю, ієрархічністю. Радикальним шляхом підвищення продуктивності є їх здійснення в паралельних оптико-електронних структурах систолічного типу [2, 3].

Всі спроби створення систем технічного зору базуються на відтворенні природних систем зору. Постає проблема створення засобу штучного інтелекту, який повинен базуватися на нестандартних алгоритмах. Такі алгоритми можуть забезпечити тільки системи на нейронах або системи із здатністю різноманітним чином комутувати зв'язки між внутрішніми блоками. Тільки за таких умов можна розпочинати роботу над системами штучного інтелекту, які можна назвати системами око-процесорного типу [3].