Розроблювальний програматор мікроконтролерів працюватиме в комплексі з ЕОМ. Дана схема забезпечує надійне і доступне програмування мікросхем мікроконтролерів будь-якому користувачеві не маючому поглиблених знань у галузі електроніки та комп'ютерної техніки.

Пристрій побудований за принципом відкритої архітектури, що дає можливість легкого підключення його до будь-якого комп'ютера, який має USB порт. Надійність процесу програмування визначається в першу чергу достовірністю реалізації режимів програмування, справністю апаратури програматора, надійністю зв'язків з програмованою мікросхемою. Надійність забезпечується проведенням тестового контролю апаратури програматора, програмного забезпечення, параметрів джерел живлення на затискачах зв'язку з програматором.

Розроблений програматор мікроконтролерів призначений для програмування мікросхем при різних напругах живлення, підвищуючи, таким чином, надійність процесу програмування. Це вкрай необхідно в розвитку сучасних технологій, так як без «прошивки» зараз не обходиться жоден мікроконтролер, вони не будуть працювати і нормально функціонувати.

При розробці програматора було враховано його використання у складі застарілих і недорогих ЕОМ, що дозволить забезпечити невисоку вартість розробки. Необхідність розробки даного програматора викликана тим, що наявні подібні програмовані пристрої разом з відповідним програмним забезпеченням досить дорогі. Розроблений програматор коштує значно дешевше, і дасть можливість використовувати його будь-якому користувачеві.

Висновок

У роботі представлено програматор для запису програм в мікроконтролери сімейства AVR. Особливістю системи є можливість її роботи з різними рівнями напруги.

Виконані наступні етапи роботи:

- створено та розроблено пристрій для програмування мікроконтролерів;
- створений детальний опис структурної та електричної схеми пристрою;
- виконано декілька пробних запусків пристрою з метою програмування мікроконтролера AtTiny2313.

Список використаних джерел

1. Жан М. Рабаи, Ананта Чандракасан, Боривож Николич. Цифровые интегральные схемы. Методология проектирования = Digital Integrated Circuits. — 2-е изд. — М.: Вильямс, 2007.
2. Муренко Л.Л. Программаторы запоминающих и логических интегральных микросхем. - М.: Высшая школа, 1988.
3. Новиков Ю. В., Скоробогатов П. К. Основы микропроцессорной техники. Курс лекций. — М.: Интернет-университет информационных технологий, 2003.
4. Соловьев В.В. Проектирование цифровых систем на основе программируемых логических интегральных схем. М.: Горячая линия – телеком, 2001. - 636 стр.
5. http://www.rtcs.ru/comp/html/txt/soft/avr/astudio.htm

УДК 681.325

ПРЕДСТАВЛЕННЯ І ПОРІВНЯЛЬНА ОЦІНКА ФУНКЦІОНАЛЬНИХ МОЖЛИВОСТЕЙ РІЗНИХ ТЕОРЕТИКО-ЧИСЛОВИХ БАЗИСІВ

Гедеон С.В., Братенко Р.В.

Тернопільський національний економічний університет, магістранти

І.Вступ

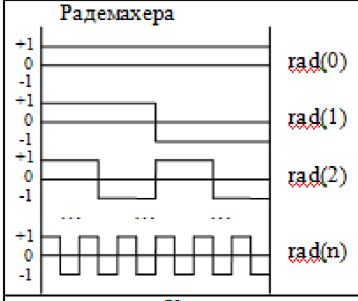
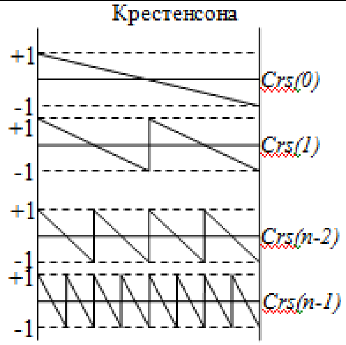
Система числення залишкових класів (СЗК), яка породжується теоретико-числовим базисом Крестенсона характеризується суттєвими перевагами по відношенню до базису Радемахера при виконанні операцій додавання та множення. Оскільки СЗК непозиційна і в ній відсутні наскрізні переноси, при виконанні арифметичних операцій, то процес виконання операцій додавання та множення виконується за один такт на основі матриць. Тому, є важливим реалізація та дослідження міжбазисних перетворень Радемахера-Крестенсона для проектування спецпроцесорів.

ІІ. Представлення і порівняльна оцінка функціональних можливостей теоретико-числових базисів Радемахера та Крестенсона

Теоретико-числові базиси (ТЧБ) Радемахера та Крестенсона побудовані відповідно на основі кусково-постійних та пилоподібних систем ортогональних функцій (табл.1).

Таблиця 1

Представлення теоретико-числового базису Радемахера та Крестенсона

Базис та його ортогональні функції	Базисна функція	Кодова матриця та її об'єм
Радемахера 	$Rad(n,\theta)=sign[2^n\pi\cdot\theta]$	$M_{Rad}=\begin{vmatrix}0&0&0&\dots&0&0&0\\0&0&0&\dots&0&0&1\\0&0&0&\dots&0&1&0\\0&0&0&\dots&0&1&1\\\dots&\dots&\dots&\dots&\dots&\dots&\dots\\1&1&1&\dots&1&1&\\1&1&1&\dots&1&1&1\end{vmatrix}$ $V=N\cdot\log_2 N$
Крестенсона 	$N_i=res\sum_{i=1}^{n}(B_i\cdot b_i)\bmod P$	$M_{Crs}=\begin{vmatrix}P_1&P_2&\dots&P_n\\0&0&\dots&0\\1&1&\dots&1\\2&2&\dots&2\\0&3&\dots&3\\\dots&\dots&\dots&\dots\\b_1&b_2&\dots&b_n\end{vmatrix}$ $V=\sum_{i=1}^{m}\log_2(P_i)$

Позитивною характеристикою названих ТЧБ є породження ними відповідно двійкової системи числення та системи залишкових класів(СЗК) .

Двійкова система числення належить до позиційних систем числення і арифметичні операції над двома числами описується наступними виразами:

$$X=\sum_{i=0}^{n-1}x_i 2^i\ ,\ x_i\in\overline{0,1}\,;Y=\sum_{i=0}^{n-1}y_i 2^i\ ,\ y_i\in\overline{0,1}.$$

Тобто, двійкові коди чисел Х і У :

$$X=(x_{n-1},x_{n-2},...,x_i,...,x_0)\,;Y=(y_{n-1},y_{n-2},...,y_i,...,y_0)\,.$$

визначаються на основі модульних операцій згідно аналітичних виразів:

$$X\rightarrow\begin{cases}resX(\mathrm{mod}2^0)=x_0\,;\\resX(\mathrm{mod}2^1)=x_1;\\\dots\quad\dots\quad\dots\\resX(\mathrm{mod}2^i)=x_i\,;\\\dots\quad\dots\quad\dots\\resX(\mathrm{mod}2^{n-1})=x_{n-1}\end{cases}\qquad Y\rightarrow\begin{cases}resY(\mathrm{mod}2^0)=y_0\,;\\resY(\mathrm{mod}2^1)=y_1\,;\\\dots\quad\dots\quad\dots\\resY(\mathrm{mod}2^i)=y_i\,;\\\dots\quad\dots\quad\dots\\resY(\mathrm{mod}2^{n-1})=y_{n-1}\,,\end{cases}$$

де res- операція знаходження найменшого невід'ємного залишку по модулю 2^i.

Невиконання умови взаємної простоти модулів в різних розрядах двійкових кодів відповідно ускладнює алгоритми додавання та множення двійкових чисел. Оскільки при виконанні операції додавання між двійковими розрядами виникають наскрізні переноси з молодших в старші розряди

$$\begin{array}{ccccccccc} & & x_{n-1} & \dots & x_i & \dots & x_1 & x_0 \\ + & & + & & + & & + & + \\ & & y_{n-1} & \dots & y_i & \dots & y_1 & y_0 \\ \hline P_n & \leftarrow & P_{n-1} \leftarrow & \dots \leftarrow & P_i \leftarrow & \dots \leftarrow & P_1 \leftarrow & \\ \downarrow & & \downarrow & & \downarrow & & \downarrow & \downarrow \\ S_n & & S_{n-1} & \dots & S_i & \dots & S_1 & S_0 \end{array}\ .$$

Наявність наскрізних переносів, при виконанні операції додавання в базисі Радемахера в 2n-разів знижує швидкодію виконання операції сумування чисел по відношення до тактової частоти роботи процесорів. У зв'язку з цим існують різні способи побудови суматорів базису Радемахера з більш швидкою реалізацією наскрізних переносів, що особливо важливо при виконанні операцій над великорозрядними числами .

Відсутність взаємної простоти модулів системи числення базису Радемахера обумовлює складну складність алгоритмів множення двійкових чисел згідно графа (рис.1) , де AND-лінійка операторів ,яка формує n n-розрядних результатів логічного множення множеного X на розряди множника Y, які зсуваються праворуч на $R_i(i=1, 2,\ldots, n-1)$.

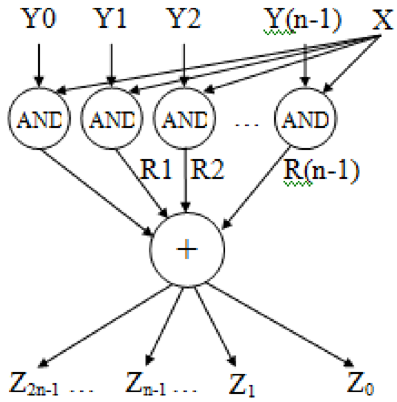


Рисунок 1 - Граф виконання операції додавання в базисі Радемахера

Теоретичною основою системи числення залишкових класів (СЗК) є китайська теорема про залишки , на основі якої реалізується пряме та зворотне перетворення СЗК:

$$
X \rightarrow \begin{cases} resX(\mathrm{mod}\, p_0) = b_0; \\ resX(\mathrm{mod}\, p_1) = b_1; \\ \ldots \quad \ldots \quad \ldots \\ resX(\mathrm{mod}\, p_i) = b_i; \\ \ldots \quad \ldots \quad \ldots \\ resX(\mathrm{mod}\, p_k) = b_k; \end{cases}
\qquad
Y \rightarrow \begin{cases} resY(\mathrm{mod}\, p_0) = a_0; \\ resY(\mathrm{mod}\, p_1) = a_1; \\ \ldots \quad \ldots \quad \ldots \\ resY(\mathrm{mod}\, p_i) = a_i; \\ \ldots \quad \ldots \quad \ldots \\ resY(\mathrm{mod}\, p_k) = a_k; \end{cases}
$$

$$X = res\sum_{i=0}^{k-1} b_i \cdot B_i(\mathrm{mod}\, P); \quad Y = res\sum_{i=0}^{k-1} a_i \cdot B_i(\mathrm{mod}\, P),$$

де $P = \prod_{i=0}^{k-1} p_i$; $p_1, p_2, \ldots, p_i, \ldots, p_k$ - система взаємно простих модулів; $B_i = \frac{P}{p_i} \cdot m_i \equiv 1(\mathrm{mod}\, p_i)$;

$0 \le m_i \le p_i - 1$ нормуючі коефіцієнти базисних чисел B_i .

Виконання умови взаємної простоти модулів СЗК базису Крестенсона суттєво спрощує алгоритми виконання операцій додавання та множення над числами представленими кодами СЗК $X = (b_0, b_1, \ldots, b_j, \ldots, b_{k-1})$ та $Y = (a_0, a_1, \ldots, a_j, \ldots, a_{k-1})$ згідно граф-алгоритмів рис.2, де (+)res відповідає операції $C_j = res(b_j + a_j) \bmod P_j$, а (×)res – операції $\gamma_j = res(b_j \cdot a_j) \bmod P_j$:

Рисунок 2 - Графи виконання операцій додавання та множення в базисі Крестенсона

Відсутність наскрізних переносів між розрядами в операціях додавання та множення в СЗК базису Крестенсона забезпечує високу швидкодію їх алгоритмів, які виконуються за один такт незалежно від числа модулів та розрядності кодів чисел СЗК. Така властивість СЗК, особливо позитивна та перспективна для реалізації спецпроцесорів опрацювання великорозрядних чисел в задачах криптографії та оптимізації обчислень.

Порівняльна оцінка функціональних можливостей досліджуваних ТЧБ подана в табл.2 де умовні позначення n – розрядність процесора, v – час спрацьовування логічного елемента, - - відсутність операції, k – число модулів виконання операції у відповідному ТЧБ та рис.3, на якому показані графіки залежності часових затрат виконання деяких арифметичних операцій від розрядності операндів, що доводить актуальність застосування СЗК.

Таблиця 2

Функціональні можливості базису Радемахера та Крестенсона

Базові операції	Радемахера	Крестенсона
Додавання	$2nv$	v
Зсув	V	-
Множення	$2v(2n+1)$	v
Рівності	V	v
Знакова(старшинства)	Nv	$2nvk$
Віднімання	$(3n+5)v$	v
Ділення	n^2v	$(l+1)\cdot v$
Модульна	n^2v	$2nv$

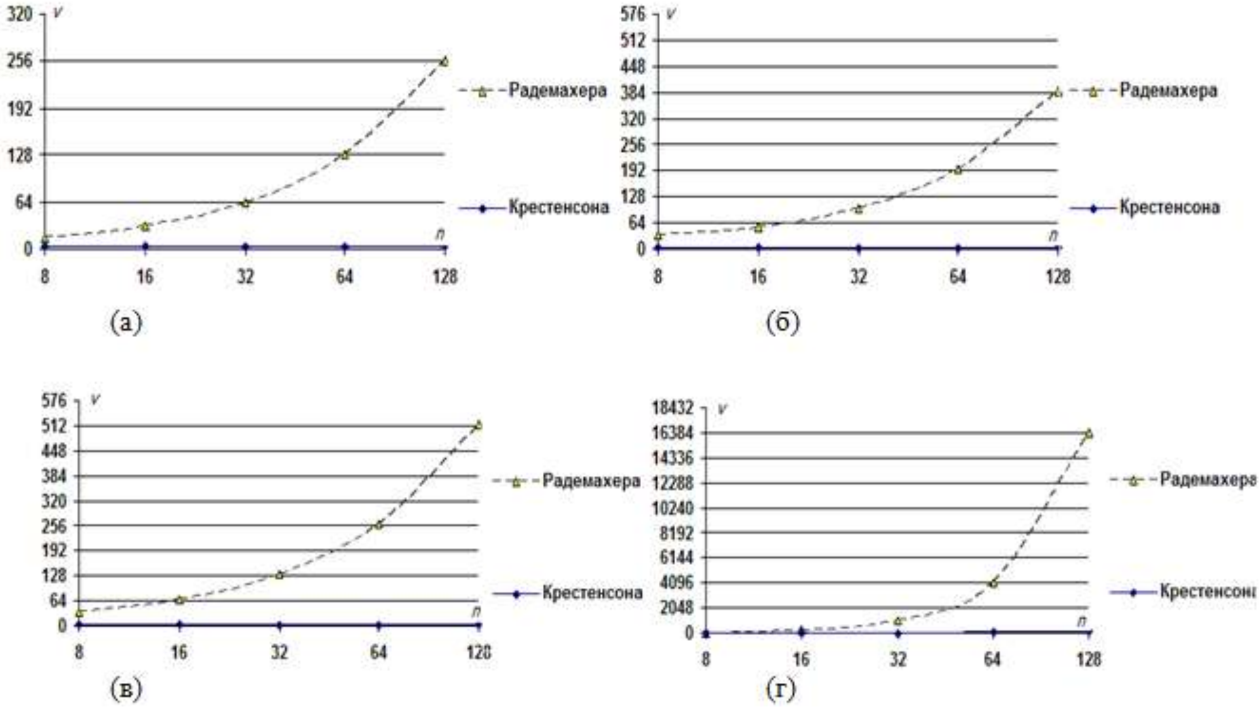


Рисунок 3 - Часові затрати виконання операції:
а) – додавання, б) – віднімання, в) – множення, г) –модульної в базисах Радемахера та Крестенсона

Висновки

Проведений аналіз теоретико-числових базисів Радемахера та Крестенсона доводить переваги функціональних можливостей СЗК і обґрунтовує потребу у міжбазисних перетворювачах. Запропонований у статті міжбазисний перетворювач демонструє високу швидкодію, оскільки рандомізатори по модулю P_j організовані на основі провідникової схеми без активних елементів, а отже, швидкодія пристрою визначається часом паралельного переключення мультиплексорів, тобто за 1 такт. А також, пристрій характеризується регулярністю структури і легко проектується на ПЛМ, що забезпечує зменшення апаратної складності порівняно з прототипом та надійністю мікроелектронної реалізації, що доводить його цінність для міжбазисних перетворень Радемахера-Крестенсона.

Список використаних посилань

1. Николайчук Я.М. Теорія джерел інформації. Тернопіль. - М.: ТзОВ, 2010.– 536с.
2. Николайчук Я.М., Волинський О.І., Кулина С.В. Теоретичні основи побудови спецпроцесорів у базисі Крестенсона // Вісник Хмельницького національного університету – 2007. - №3.Т.1(93), с.85-90.
3. Мельник А.О. Архітектура комп’ютера / А.О. Мельник // Наукове видання. – Луцьк: Волинська обласна друкарня – 2008. – 470с.
4. Акушский И.Я., Юдицкий Д.И. Машинная арифметика в остаточных классах. - М.: Сов. радио. – 1968. – 460 с.