каждой ячейке матрицы выполнения отдельной итерации базовой операции БПФ [2]. Следует отметить, что данные систолические матрицы обладают максимальной сложностью по сравнению с ЧСМ и МСМ.

В настоящее время наибольшее распространение получили систолические матрицы, относящиеся ко второй группе вычислительных устройств с конвейерной организацией. Рассмотрим работу матрицы МСМ с точки зрения обеспечения вычислений в кольце полиномов $P(z)$ поля Галуа.

В матрицах данного типа реализуются вычисления согласно рекуррентной схеме Горнера [1]. В этом случае реализация ортогональных преобразований сигналов в полях Галуа будет представлена следующим образом:

$$X(k)=((x_i(d\text{-}1)\beta^k+x_i(d\text{-}2)\beta^k+\ldots+x_i(1)\beta^k+x_i(0) mod P_i(z), \quad (1)$$

где $k=0,1,\ldots d\text{-}1;$ $x_i(n)\equiv x(n) mod P_i(z);$ $i=1,2,\ldots g;$ β-первообразный элемент мультипликативной группы порядка d, порождаемой полиномом $P_i(z)$.

Тогда схемная реализация (1) может быть осуществлена на основе параллельно-конвейерного принципа вычислений. Проведенные исследования показали, что применение параллельно-конвейерных вычислений в кольце полиномов для современных систем управления позволяет повысить быстродействие вычислительного устройства в 1,45 раза при обработке 24 разрядных данных по сравнению с быстрыми алгоритмами ДПФ. При этом схемные затраты будут составлять не более 77% от затрат на реализация процессора БПФ.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Кухарев Г. А. Алгоритмы и систолические процессоры для обработки многозначных данных. - Минск: Наука и техника, 1990. -295 с

2. Кухарев Г.А., Тропченко А.Ю. Систолические процессоры для обработки сигналов. - Минск: Беларусь, 1988. - 127 с.

3. Кун С. Матричные процессоры на СБИС./Пер с англ. - М.: Мир, 1991. - 671 с.

4. Калмыков И.А., Тимошенко Л.И. Систолическая матрица для цифровой фильтрации в модулярной арифметике./Современные наукоемкие технологии №11, 2007. – С.113-115.

ПРИМЕНЕНИЕ КОРРЕКТИРУЮЩИХ КОДОВ В ВЫСОКОСКОРОСТНЫХ СИСТЕМАХ УПРАВЛЕНИЯ

Калмыков И.А., Зиновьев А.В., Резеньков Р.Н., Лободин М.В.

Ставропольский военный институт связи Ракетных войск, г. Ставрополь

Задача исследований

Применение параллельной обработки данных в высокоскоростных системах управления приводит к усложнению и увеличению аппаратурных затрат. Для обеспечения высокой надежности функционирования таких систем целесообразно применять корректирующие коды.

Решение

Современные системы управления предъявляют высокие требования к скорости обработки данных. Особенно это ярко проявляется в области цифровой обработки сигналов (ЦОС). Для обеспечения ЦОС в реальном масштабе времени в работах [1,2,4] предложено использовать модулярные полиномиальные коды (МПК). В то же время высокие требования предъявляются к надежности работы всей системы, и, в частности, спецпроцессоров (СП) ЦОС.

В настоящее время одним из наиболее перспективных путей повышения надежности функционирования вычислительных устройств является применение корректирующих кодов.

Особое место среди модулярных полиномиальных кодов занимают коды полиномиальной системы классов вычетов (ПСКВ). Для обнаружения и исправления ошибок, возникающих в результате отказов элементов вычислительных трактов СП ПСКВ, целенаправленно вводится избыточность.

Согласно [1,3] если на диапазон возможного изменения кодируемого множества полиномов наложить ограничения, то есть выбрать k из n оснований ПСКВ ($k<n$), то это позволит осуществить разбиение полного диапазона $P_{полн}(z)$ расширенного поля Галуа $GF(p^v)$ на два непересекающихся подмножества. Первое подмножество называется рабочим диапазоном и определяется выражением

$$P_{раб}(z)=\prod_{i=1}^{k} p_i(z) \quad (1)$$

Многочлен $A(z)$ с коэффициентами из поля $GF(p)$ будет считаться разрешенным в том и только том случае, если он является элементом нулевого интервала полного диапазона $P_{полн}(z)$, то есть принадлежит рабочему диапазону $A(z)\in P_{раб}(z)$. Второе подмножество $GF(p^v)$, определяемое произведением $r=n\text{–}k$ контрольных оснований

$$P_{конт}(z)=\prod_{i=k+1}^{k+r} p_i(z) \quad (2)$$

задает совокупность запрещенных комбинаций. Если $A(z)$ является элементом второго подмножества, то считается, что данная комбинация содержит ошибку. Таким образом, местоположение полинома $A(z)$ относительно подмножеств позволяет однозначно определить, является ли кодовая комбинация $A(z)=(\alpha_1(z), \alpha_2(z),\ldots\alpha_n(z))$ разрешенной, или она содержит ошибочные символы.

Рассмотрим корректирующие способности кодов ПСКВ, с одним контрольным основанием. В упорядоченной системе оснований ПСКВ в качестве контрольного выбирается модуль, удовлетворяющий условно

$$ord\,p_i(z) \le ord\,p_{k+1}(z) \text{ где } i=1, 2,\ldots, k. \quad (3)$$

Считаем, что если исходные операнды $A(z)=(\alpha_1(z), \alpha_2(z),\ldots\alpha_{k+1}(z))$ и $B(z)=(\beta_1(z), \beta_2(z),\ldots\beta_{k+1}(z))$ как и результат выполнения $\circ$ арифметической операции $C(z)=A(z)\circ B(z)$, лежат внутри диапазона $P_{раб}(z)$, то полином $C(z)=(\gamma_1(z), \gamma_2(z),\ldots\gamma_{k+1}(z))$ не содержит ошибки. В противоположном случае, результат $C(z)$ является ошибочным. Для поиска местоположения ошибки в коде ПСКВ воспользуемся теоремой о распределении ошибки по полному диапазону системы.

Теорема. Если в ПСКВ с одним контрольным основанием $p_1(z)$, $p_2(z),\ldots, p_n(z)$, $p_{n+1}(z)$ задан неправильный полином $A^*(z)=(\alpha_1(z), \ldots,\alpha^*_i(z),\ldots, \alpha_{n+1}(z))$ с искаженным по i-му основанию остатком, то номер интервала j в который попадет $A^*(z)$ определяется формулой

$$j=[\Delta\alpha_i m p_{n+1}(z)/p_i(z)] mod\, p_{n+1}(z) \quad (4)$$

Доказательство

В соответствии с тем, что ошибочный полином $A^*(z)$ получен из разрешенного полинома $A(z)$ в результате искажения остатка $\alpha_i(z)$ по модулю $p_i(z)$, имеем

$$A^*(z) = A(z)+(0,\ldots,0, \Delta\alpha_i(z),0,\ldots,0), \quad (5)$$

где $\Delta\alpha_i(z)=(\alpha_i(z)\text{-}\alpha^*_i(z)) mod\, p_i(z)$ – глубина ошибки.

Известно, что интервал распределения полинома $A^*(z)$, определяется следующим выражением

$$j=[A^*(z)/P_{раб}(z)]=[A+|\Delta\alpha_i(z)B_i(z)|_{Pполн}{}^{+}/P_{раб}(z)]=[|\Delta\alpha_i(z)\,B_i(z)|_{Pполн}{}^{+}/P_{раб}(z)] \quad (6)$$

При этом справедливо, что

$$Bi(z)=Pполн(z)mi(z)/pn+1(z),\ а\ \ Pраб(z)=Pполн(z)/pn+1(z).$$

Тогда, подставив последние выражения в равенство (6), получаем

$$j=[\Delta\alpha_i\, m_i p_{n+1}(z)/p_i(z)]\mathrm{mod}\ p_{n+1}(z).$$

Теорема доказана.

Показжем, что искажение любого остатка выводит исходный полином $A(z)$ из множества разрешенных комбинаций. Пусть задано поле Галуа $GF(2^4)$, в котором определены рабочие основания $p_1(z)=z+1$; $p_2(z)=z^2+z+1$; $p_3(z)=z^4+z^3+z^2+z+1$; $p_4(z)=z^4+z^3+1$ и одно контрольное – $p_5(z)=z^4+z+1$. В этом случае $P_{раб}(z)=z^{11}+z^8+z^7+z^5+z^3+z^2+z+1$, а ортогональные базисы $B_i(z)$ и их веса $m_i(z)$ равны

$B_1(z)=z^{14}+z^{13}+z^{12}+z^{11}+z^{10}+z^9+z^8+z^7+z^6+z^5+z^4+z^3+z^2+z+1$ $\quad m_1(z)=1$

$B_2(z)=z^{14}+z^{13}+z^{12}+z^{11}+z^{10}+z^9+z^8+z^7+z^6+z^3+z^2+z$ $\quad m_2(z)=z$

$B_3(z)=z^{14}+z^{13}+z^{12}+z^{11}+z^{10}+z^9+z^8+z^7+z^6+z^3+z^2+z$ $\quad m_3(z)=z^3+z$

$B_4(z)=z^{14}+z^{13}+z^{12}+z^{11}+z^{10}+z^9+z^8+z^7+z^6+z^3+z^2+z$ $\quad m_4(z)=z^3$

$B_5(z)=z^{14}+z^{13}+z^{12}+z^{11}+z^{10}+z^9+z^8+z^7+z^6+z^3+z^2+z$ $\quad m_5(z)=z$

Пусть задан полином $A(z)=z^5+z^4+1$, принадлежащий рабочему диапазону. Тогда $A(z)=(1,0,z^3+z^2+z+1,z+1,z^2)$. Согласно (4) имеем

$$j=[1\cdot 1\cdot(z^4+z+1)/(z+1)]mod(z^4+z+1)=0.$$

Пусть ошибка произошла по первому основанию. Представим искаженный полином $A^*(z)$ в позиционном виде

$$A^*(z)=z^{14}+z^{13}+z^{12}+z^{11}+z^{10}+z^9+z^8+z^7+z^6+z^3+z^2+z.$$

Тогда номер интервала, в который попал $A^*(z)$ равен

$$j=[A^*(z)/P_{раб}(z)]=z^3+z^2+z.$$

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Калмыков И.А. Математические модели нейросетевых отказоустойчивых вычислительных средств, функционирующих в полиномиальной системе классов вычетов/ Под ред. Н.И. Червякова. – М.: ФИЗМАТЛИТ, 2005. - 276 с.

2. Калмыков И.А., Червяков Н.И., Щелкунова Ю.О., Бережной В.В. Математическая модель нейронных сетей для исследования ортогональных преобразований в расширенных полях Галуа/Нейрокомпьютеры: разработка, применение. №6, 2003. с.61-68.

3. Калмыков И.А., Щелкунова Ю.О., Гахов В.Р., Шилов А.А. Математическая модель коррекции ошибок в полиномиальной системе класса вычетов на основе определения корней интервального полинома/Волновые процессы. №5, т.6, Самара, 2003 – С.30-34.

4. Элементы применения компьютерной математики и нейроинформатики/Н.И. Червяков, И.А. Калмыков И.А., В.А. Галкина, Ю.О. Щелкунова, А.А. Шилов; Под ред. Н.И. Червякова. – М.: ФИЗМАТЛИТ, 2003. – 216с.

МАТЕМАТИЧЕСКИЕ МОДЕЛИ ЦИФРОВОЙ ОБРАБОТКИ СИГНАЛОВ, ИСПОЛЬЗУЕМЫЕ В СОВРЕМЕННЫХ ИНФОРМАЦИОННЫХ ТЕХНОЛОГИЯХ СИСТЕМ УПРАВЛЕНИЯ

Калмыков И.А., Зиновьев А.В.,
Тимошенко Л.И., Оленева Д.А.

Ставропольский военный институт связи Ракетных войск г. Ставрополь, Россия

В настоящее время информационные технологии (ИТ) обработки и передачи данных нашли широкое применение во многих областях. Проведенный системный анализ основных проблем существующих при внедрении ИТ систем управления показал, что успешное решение данных проблем возможно лишь на основе комплексного подхода.

Достоинства цифровых методов представления, обработки, передачи и хранения информации, бурное развитие элементной базы – все это способствует тому, что цифровые методы обработки и передачи информации стали основным направлением развития телекоммуникационных систем. Эффективность методов цифровой обработки сигналов (ЦОС), составляющих основу многих ИТ, полностью определяется математической моделью ЦОС.

Существующая в последние годы тенденция в цифровой вычислительной технике к распараллеливанию вычислений связана с непрерывным ростом требований к производительности вычислительных устройств ЦОС.

Однако предъявляемые жесткие временные ограничения и отсутствие высокопроизводительной нейросетевой базы ЦОС является основным сдерживающим фактором широкого внедрения методов цифрового преобразования сигналов в системах передачи речи со сжатием, статистическим уплотнением, пакетной коммутацией, IP-телефонии и других инфотелекоммуникационных системах.

При анализе сигналов и цифровых методах их обработки особое внимание привлекают ортогональные преобразования благодаря простоте вычисления координат разлагаемых функций в пространстве. Такие преобразования определены над полем комплексных чисел,

$$X(k)=\sum_{n=0}^{N-1}x(n)\cdot W^{kn}; \quad (1)$$

$$x(n)=\frac{1}{N}\cdot\sum_{k=0}^{N-1}X(k)\cdot W^{-kn}, \quad (2)$$

где $W=\exp\left(-j\cdot\frac{2\pi}{N}\right)$ - поворачивающий коэффициент;

$x(n)$- количество отсчетов, $k=0,...,N-1$, $n=0,...,N-1$.

Известно, что реализация прямого и обратного ДПФ предопределяет значительные погрешности при вычислении значений спектральных коэффициентов в поле комплексных чисел. С этой точки зрения наиболее привлекательными являются преобразования, определенные над расширенным полем Галуа $GF(p^v)$. Так как элементы поля представляют собой целочисленные элементы расширенного поля Галуа, то при реализации выражений (1) и (2 будут полностью отсутствовать шумы округления [1-3].

Рассмотрим возможность выполнения обобщенного ДПФ в расширенных полях Галуа с использованием конечных полиномиальных колец, полученных с помощью неприводимых полиномов.

Пусть имеем конечное кольцо полиномов $P(z)$, с коэффициентами в виде элементов поля $GF(p)$, определяющего точность вычисления ортогональных преобразований сигналов. Положим, что данное кольцо разлагается в виде $P(z)=P_1(z)+P_2(z)+...+P_k(z)$, где $P_1(z)$ – локальное кольцо по-