же, но это уже другая личность с аддиктивными логикой, эмоциями, системой ценностей, психологической защитой. Проблема АП начинается тогда, когда стремление ухода от реальности, поначалу связанное с флуктуацией психического состояния, начинает доминировать в сознании, становясь самостоятельной центральной идеей, вторгающейся в жизнь индивида, приводя его ко все большему отрыву от реальности. АП-реализация многими понимается как прием вещества (ПАВ) или иное аддиктивное действие. Но химическое вещество – это всего лишь стимул, запускающий возможность соединения с новым опытом. Существует множество других способов получить новый опыт, несущий в себе качественные репрезентации в сенсорных каналах. Все аддиктивные системы (АС) являются закрытыми. Для человека, находящегося в них, существует ограниченный спектр выбора способов поведения и ролей. Замкнутая система ограничивает способность к самостоятельному мышлению, критическому восприятию процессов и явлений в тех направлениях, которые не совпадают с новыми концептами поведения. Подобная система стимулирует ЗП, вновь и вновь заставляя вступать в процесс циклического АП, навязывая соответствующие аддиктивные способы мышления. АС по сути функционирует как индивидуальный аддикт, самостоятельная виртуальная личность. АС присущи основные характеристики отдельного человека-аддикта, а он, в свою очередь, имеет характеристики АС. Если человек живет в условиях АС, он становится фрактальным носителем характеристик этой системы, что накладывает на его личность и последующую жизнь серьезный отпечаток. Социодинамическая психиатрия при анализе аддиктивного поведения и созависимости, как и прочих психических нарушений, учитывает групповую принадлежность пациентов. Групповая динамика определяет индивидуальные реакции, особенности общения, формирует личностную систему предпочтений. В групповой динамике проявляется влияние подсознания, индивидуального и коллективного. Групповая динамика влияет на особенности воспитания в детском возрасте, причем это влияние может быть как конструктивным, так и деструктивным. Конструктивная динамика поддерживает развитие, формирование как правило позитивной с точки зрения данной неформальной группы идентичности, способности к продуктивному общению. Деструктивная групповая динамика мешает развитию личности, посредством фиксации на страхе, иных негативных эмоциях, воспитывается чувство стыда, комплекс вины, групповой и социальной неполноценности, психологической ущербности, и в целом усиливает маргинальность общества.

АЛГОРИТМ ОБНАРУЖЕНИЯ И КОРРЕКЦИИ ОШИБКИ В МОДУЛЯРНОМ КОДЕ НА ОСНОВЕ ВЫЧИСЛЕНИЯ ИНТЕРВАЛЬНОГО НОМЕРА ПОЛИНОМА

Калмыков И.А., Лисицын А.В., Гахов В.Р.
Северо-Кавказский Государственный Технический Университет, Ставрополь

Основным этапом большинства алгоритмов обнаружения и коррекции ошибок в модулярных кодах является процедура вычисления позиционной характеристики. Реализация подхода предполагает использование некоторого функционального отношения, однозначно отражающего множество значений модульных характеристик во множество рассматриваемых ошибок E.

Широкое распространение в модулярных кодовых конструкциях получили такие позиционные характеристики как ранг, след, ядро числа, нормированное ядро числа и квазиранг числа [1]. Следует отметить, что большинство способов определения позиционных характеристик кодов класса вычетов обладают довольно высоким уровнем параллелизма и могут быть эффективно реализованы на нейросетевом базисе [2].

Особое место среди позиционных характеристик модулярных кодов полиномиальной системы класса вычетов (ПСКВ) занимает интервальный номер полинома $L_{инт}(z)$ [2,3]. Процесс определения интервала полинома $A(z)$ сводится к выполнению операции:

$$L_{инт}(z)=\left[\frac{A(z)}{P_{раб}(z)}\right]. \qquad (1)$$

где $P_{раб}(z)=\prod_{i=1}^{k} p_i(z)$ - рабочий диапазон, $p_i(z)$, $i=1, 2, \ldots$; - основание ПСКВ.

Исправление ошибки в модулярном коде на основе позиционной характеристики интервал происходит согласно следующему алгоритму.

Выразим полином $A(z)$ через его остатки $(a_1(z),\ \ a_2(z),\ \ \ldots,\ \ a_{k+r}(z))$ в виде

$$A(z)=a_1(z)B_1(z)+a_2(z)B_2(z)+\ldots$$
$$\ldots+a_{k+r}(z)B_{k+r}(z)= \qquad (2)$$
$$=\sum_{i=1}^{k+r} a_i(z)B_i(z)+r(z)P_{полн}(z)$$

где $r(z)$ - ранг полинома $A(z)$.

Подставив в равенство (1) последнее выражение, и упрощая, получаем

$$L_{инт}(z) = \left[\frac{\sum_{i=1}^{k+r} a_i(z)B_i(z) + r(z)P_{полн}(z)}{P_{раб}(z)} \right] = , \quad (3)$$

$$= \left| \sum_{i=1}^{k+r} a_i(z)G_i(z) + r^*(z) \right|_{R(z)}^{+}$$

где $G_i(z) = \left[\frac{B_i(z)}{P_{раб}(z)} \right]$; $r^*(z)$ - ранг безизбыточной системы ПСКВ, определяемой основаниями $p_j(z), \quad j = 1, 2, \ldots, k$; $R(z) = \prod_{i=k+1}^{k+r} p_i(z)$.

Таким образом, определение интервального номера $L_{инт}(z)$ полинома $A(z)$ сводится к выполнению модульных операций в ПСКВ поля $GF(p^v)$.

Если $L_{инт} = 0$, то исходное $A(z)$ лежит внутри рабочего диапазона $P_{раб}$ и не является запрещенным. В противном случае $A(z)$ - ошибочная комбинация, а $L_{инт}$ указывает местоположение и глубину ошибки Δa_i по i-му основанию.

Основным недостатком предложенного метода является необходимость реализации немодульной процедуры – вычисления ранга числа $A(z)$, что, в конечном счете, снижает скорость работы устройства и его надежность [4]. Для решения данной проблемы целесообразно воспользоваться нормированным следом S_{k+l}, $l = 1,2,...,r$. Исходя из условия подобия ортогональных базисов рабочих оснований в избыточной B_i и безызбыточной B_i^* системах $B_i \equiv B_i^* \bmod P_{раб}$, $i = 1,2,...,k$ и делимости без остатка ортогональных базисов контрольных оснований на $P_{раб}$, т.е. $B_{k+l} \equiv 0 \bmod P_{раб}$, $l = 1,2,..,r$ выражение (1) принимает вид:

$$L_{инт} = \left| \sum_{j=k+1}^{k+r} R_j \cdot S_j \right| \bmod P_{конт}, \quad (4)$$

где $R_j = B_j \mid P_{раб}$; $P_{конт} = \prod_{j=k+1}^{k+r} p_j$; S_j - нормированный след по j-ому основанию.

Обобщая свойства системы остаточных классов на ПСКВ, получаем выражение для вычисления интервального полинома

$$L_{инт}(z) = \left| \sum_{j=k+1}^{k+r} R_j(z) \cdot S_j(z) \right| \bmod P_{конт}(z), \quad (5)$$

Значение полинома $L_{инт}(z)$ позволяет однозначно определять местоположение полинома $A(z) = (a_1(z), \quad a_2(z), \quad ..., a_{k+r}(z))$ относительно $P_{раб}(z)$. Если $L_{инт}(z) \equiv 0 \bmod P_{конт}(z)$, то полином $A(z)$ лежит внутри рабочего диапазона и не содержит ошибки. В противном случае – полином $A(z)$ является ошибочным. Так, для полинома $A^*(z) = (1, \quad z, \quad z^3 + z^2 + 1, \quad 1, \quad z^2 + z)$ значение интервального полинома согласно (3) составит

$$L_{инт}(z) = \left[\frac{z^{14} + z^{13} + z^{12} + z^{11} + z^{10} + z^9 + z^8 + z^7 + z^6 + z^3 + z^2}{z^7 + z^6 + z^5 + z^2 + z + 1} \right] = ,$$

$$= z^7 + z^4 + z^2 + z$$

$L_{инт}(z) \neq 0$ свидетельствует о наличии ошибки в исходной комбинации $A(z)$.

Используем выражение (5) для определения интервального полинома:

$$R_4(z) = z^7 + z^4 + z^3; \; S_4(z) = z^3 + z + 1;$$

$$R_5(z) = z^5 + z^4 + z; \; S_5(z) = z;$$

$$P_{конт}(z) = z^8 + z^7 + z^5 + z^4 + z^3 + z + 1.$$

Тогда

$$L_{инт}(z) = \left| \begin{array}{l} (z^3 + z + 1) \cdot (z^7 + z^4 + z^3) + \\ + z \cdot (z^5 + z^4 + z) \end{array} \right| \cdot$$

$$\cdot \bmod(z^8 + z^7 + z^5 + z^4 + z^3 + z + 1) =$$

$$= z^7 + z^4 + z^2 + z$$

Таким образом, применение выражения (5) позволяет осуществить вычисление интервального полинома $L_{инт}(z)$ на основе только модульных процедур, используя значения нормированного следа $S_{k+l}(z)$, $l = 1,2,...,r$.

В работе [4] представлена структура устройства вычисления интервального полинома, реализованного в нейросетевом логическом базисе, для поля $GF(2^4)$. Применение разработанного алгоритма позволяет исправить 100% однократных ошибок и свыше 95% двукратных ошибок. Полученные результаты имеют важное практическое значение, так как позволяют строить отказоустойчивые параллельные вычислительные системы.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Акушский И.Я., Юдицкий Д.И. Машинная арифметика в остаточных классах. – М.: Сов. радио, 1968.- 440 с.
2. 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.
3. Калмыков И.А., Червяков Н.И., Щелкунова Ю.О., Бережной В.В. Математическая модель нейронной сети для коррекции ошибок в непозиционном коде расширенного поля Галуа/Нейрокомпьютеры:

разработка, применение. №8-9, 2003. С. 10-16.

4. Калмыков И.А., Емельяненко С.В., Лисицын А.В. Устройство для вычисления сумм парных произведений в полиномиальной системе классов вычетов. Решение о выдаче патента (№ 2004101990/09(001852). Приоритет от 22.01.2004.

РАЗРАБОТКА МЕТОДОВ ОБНАРУЖЕНИЯ И КОРРЕКЦИЯ ОШИБОК В КОДЕ ПОЛИНОМИАЛЬНОЙ СИСТЕМЫ КЛАССОВ ВЫЧЕТОВ, БАЗИРУЮЩИХСЯ НА ВЫЧИСЛЕНИИ СИНДРОМА ОШИБКИ

Калмыков И.А., Хайватов А.Б., Сагдеев А.К.
Северо-Кавказский государственный технический университет, Ставрополь

Проблема исследований: Одним из наиболее перспективных направлений обеспечения устойчивости к отказам является применение корректирующих кодов, обладающих свойством арифметичности. Использование полиномиальной системы классов вычетов (ПСКВ) позволяет обнаруживать и корректировать ошибки в процессе функционирования непозиционного спецпроцессора (СП). Разработка новых методов обнаружения и исправления ошибок в кодах ПСКВ, базирующихся на вычислении синдрома ошибки, позволит повысить эффективность функционирования СП класса вычетов.

Решение проблемы: Повышенные требования к качеству решения задач, например цифровой обработки сигналов, предопределили новый этап в развитии математических моделей, обеспечивающих параллельную обработку. Среди таких систем особое место занимает полиномиальная система классов вычетов (ПСКВ), которая относится к параллельным вычислительным системам. В данной алгебраической системе, входные отсчеты $A(z)$, представленные в полиномиальной форме, приводятся к виду

$$A(z) = (a_1(z), a_2(z), \mathbf{K}, a_n(z)), \qquad (1)$$

где $a_i(z) \equiv A(z) \bmod p_i(z)$, $i = 1,2,...,n$.

Наряду с высоким быстродействием, обусловленным малоразрядностью остатков и модульностью вычислений, полиномиальная система классов вычетов обладает способностью обеспечивать устойчивость к отказам вычислительным системам, функционирующим в ПСКВ [1].

Среди методов обнаружения и коррекции ошибок в модулярных кодах особое место занимает метод, базирующийся на вычислении синдрома ошибок по контрольным основаниям [1,2]. В основу данного метода положено определение разности между значениями остатков $a_{k+1}(z), a_{k+2}(z),..., a_{k+r}(z)$ по контрольным основаниям полинома $A(z) = (a_1(z),..., a_k(z), a_{k+1}(z),..., a_{k+r}(z))$ и результатом вычисления остатков $a'_{k+1}(z), a'_{k+2}(z),..., a'_{k+r}(z)$ с использованием рабочих оснований. Математически данный метод можно представить:

$$\begin{cases} d_{k+1}(z) = \left| a_{k+1}(z) - a'_{k+1}(z) \right|^{+}_{p_{k+1}(z)} \\ \vdots \\ d_{k+r}(z) = \left| a_{k+r}(z) - a'_{k+r}(z) \right|^{+}_{p_{k+r}(z)} \end{cases} \qquad (2)$$

где $a'_j(z) = f(a_1(z),..., a_k(z))$; $j = k+1,..., k+r$; f – алгоритм вычисления остатков по рабочим основаниям.

В работе [1] представлен метод расширения системы оснований ПСКВ, а так же структура устройства, реализующего (2) в расширенном поле Галуа $GF(2^4)$. Основным достоинством данного метода является возможность организации параллельных вычислений с использованием нейронной сети (НС) прямого распространения.

В работе [3] представлено устройство, реализованное в нейросетевом базисе, осуществляющее процедуру поиска и исправления ошибок на основе расширения системы оснований.

Устройство функционирует следующим образом. На вход устройства для обнаружения и исправления ошибок в ПСКВ подается контролируемое число, представленное в полиномиальной форме:

$A(z)=(\alpha_1(z), \alpha_2(z),..., \alpha_k(z), \alpha_{k+1}(z), \alpha_{k+2}(z))$. (3)

Данный вектор $A(z)=(\alpha_1(z), \alpha_2(z),..., \alpha_k(z), \alpha_{k+1}(z), \alpha_{k+2}(z))$ записывается в регистр хранения. На вход первого блока вычисления синдрома подается

$A^1(z)=(\alpha_1(z), \alpha_2(z),..., \alpha_k(z), \alpha_{k+1}(z))$ (4)

с образованием на его выходе сигнала:

$\delta_1(z)=(\alpha_{k+1}(z)+\alpha^*_{k+1}(z)) mod\, p_{k+1}(z)$. (5)

При этом:

$\alpha^*_{k+1}(z)=\lambda^{(1)}{}_1\alpha_1(z)+ \lambda^{(1)}{}_2\alpha_2(z)+…+ \lambda^{(1)}{}_k\alpha_k (z)$, (6)

где $\lambda^{(1)}{}_i$ - константы системы ПСКВ.

Одновременно с этим на входы второго блока вычисления синдрома с выходов регистра подается

$A^2(z)=(\alpha_1(z), \alpha_2(z),..., \alpha_k(z), \alpha_{k+2}(z))$, (7)

С образованием на выходе сигнала:

$\delta_2(z)=(\alpha_{k+2}(z)+ \alpha^*_{k+2}(z)) mod\, p_{k+2}(z)$. (8)

При этом:

$\alpha^*_{k+2}(z)= \lambda^{(2)}{}_1\alpha_1(z)+ \lambda^{(2)}{}_2\alpha_2(z)+…+ \lambda^{(2)}{}_k\alpha_k (z)$, (9)

где $\lambda^{(2)}{}_i$ – константы системы.

Величины $\delta_1(z)$ и $\delta_2(z)$ в двоичном виде поступают на входы блока памяти и выбирают оттуда соответствующую константу ошибки. Эта константа ошибки поступает в сумматор, где суммируется с искаженным *A(z)*, представленном в непозиционном виде. Исправленное представление *A(z)* с выхода сумматора подается на выход устройства.

Выводы: Применение методов вычисления синдрома ошибки, базирующихся на расширении системы оснований ПСКВ, позволяет обеспечивать Надежную работу высокоскоростных параллельных вычислительных устройств в реальном масштабе времени.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

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.