УДК 621.325.5

РЕЗА КОЛАХИ, М.В. ЛОБАЧЕВ, Ю.В. ДРОЗД, А.В. ДРОЗД

Одесский национальный политехнический университет, Украина

ПОСЕГМЕНТНЫЙ КОНТРОЛЬ ДЛЯ РАБОЧЕГО ДИАГНОСТИРОВАНИЯ МАТРИЧНОГО УМНОЖИТЕЛЯ МАНТИСС

Рассмотрены возможности рабочего диагностирования вычислительных устройств для обработки приближенных данных. Предложен метод посегментного контроля матричного умножителя мантисс, направленный на повышение достоверности контроля приближенных результатов вычислений. Предложенный метод разбивает результат на сегменты разрядов и обеспечивает обнаружение ошибок в этих сегментах с заданными вероятностями, снижая вероятность выявления ошибок, несущественных для достоверности результатов.

рабочее диагностирование, посегментный контроль, вычислительные устройства, приближенные вычисления, матричный умножитель мантисс, достоверность контроля результатов, существенные и несущественные ошибки

Постановка проблемы

Рабочее диагностирование вычислительных устройств по сей день основывается на определениях самопроверяемых цифровых схем, которые были сформулированы в конце 60-х годов прошлого столетия [1]. Эти определения защищенной, самотестируемой и полностью самопроверяемой цифровых схем установили рамки развития рабочего диагностирования в границах обработки точных данных, для которых любая ошибка, вызываемая неисправностью схемы, является существенной, т.е. делает результат недостоверным. Поэтому основное назначение рабочего диагностирования оценивать достоверность вычисляемых результатов реализовывалось и реализуется в настоящее время под формулировкой обнаружения неисправностей в процессе выполнения операций над фактическими данными [2, 3]. В этих условиях наибольшее признание получили целочисленные методы рабочего диагностирования, ставшие традиционными. К ним, прежде всего, следует отнести контроль по паритету [4] и контроль по модулю [5], разработанные для самопроверяемых цифровых схем. Данные методы обеспечивают высокую, близкую к единице, вероятность обнаружения ошибок, вызываемых характерными неисправностями современных вычислительных устройств.

Однако в последнее время отмечен неуклонный рост доли компьютерной обработки приближенных данных, и есть веские основания считать эту тенденцию устойчивой [6].

При выполнении приближенных вычислений признанные достоинства традиционных методов рабочего диагностирования оборачиваются в серьезные недостатки. Приближенный результат содержит не только старшие верные разряды, но также младшие неверные, вес которых находится ниже уровня абсолютной погрешности. Ошибки в неверных разрядах являются несущественными для достоверности приближенного результата. Вероятность появления несущественных ошибок значительно выше, чем существенных [7, 8]. Поэтому высокая вероятность обнаружения ошибок, присущая традиционным методам рабочего диагностирования, проявляется, прежде всего, на наиболее часто встречающихся несущественных ошибках, что приводит к отбраковке достоверных результатов и таким образом значительно снижает достоверность контроля.

Проблема низкой достоверности контроля результатов обработки приближенных данных традиционными методами рабочего диагностирования требует своего разрешения, и, в этой связи, ставится задача разработки методов, позволяющих различать существенные и несущественные ошибки вычисляемых результатов.

Предлагаемый метод посегментного контроля показан на примере рабочего диагностирования матричного умножителя мантисс чисел с плавающей точкой.

1. Матричный умножитель мантисс

Объектом рабочего диагностирования является матричный умножитель мантисс, который может быть выполнен с полной разрядностью или по методу сокращенного умножения [9] для получения результата в форматах одинарной точности [10].

Исходными данными для выполнения операции являются n-разрядные двоичные коды $A\{1 \div n\}$ и $B\{1 \div n\}$ мантисс множимого и множителя. Полноразрядный вариант матричного умножителя, выполненного по схеме Брауна, показан для разрядности $n = 4$ сомножителей на рис. 1.

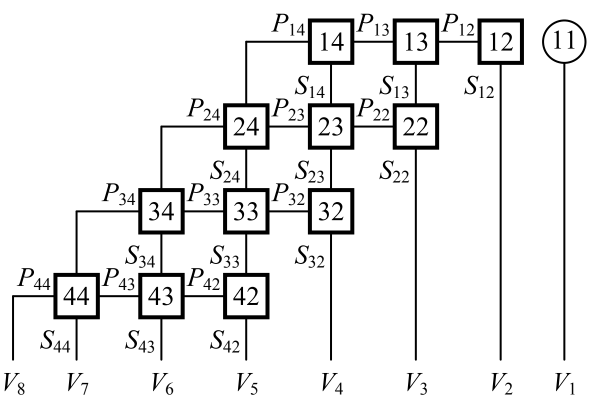

Рис. 1. Матричный умножитель Брауна

Устройство содержит матрицу из n строк и n – 1 диагональных рядов операционных элементов (ОЭ), содержащих конъюнктор и полный двоичный сумматор. В первой строке ОЭ дополнительно содержит второй конъюнктор, а в правом (младшем) ряду на месте сумматора используется полусумматор.

Сумматор (полусумматор) ОЭ, расположенного в строке i и диагональном ряду j, вычисляет разряд суммы по формуле:

$$S_{ij} = C_{ij} \oplus D \oplus E, \qquad (1)$$

где $D = C_{ij}$ и $E = 0$ для $i = 1$ и $j = 2$; $D = C_{ij}$ и $E = P_{i\,j-1}$ для $i = 1$ и $j > 2$; $D = S_{i-1\,j+1}$ и $E = P_{i\,j-1}$ для $i = 2 \div n-1$; $D = S_{i-1\,j+1}$ и $E = 0$ для $i = k-1$; $D = P_{i-1\,j}$ и $E = P_{i\,j-1}$ для $i = n$; $C_{ij} = A\{i\} \wedge B\{j\}$; P_{ij} – разряд переноса сумматора ОЭ, расположенного в строке i и диагональном ряду j; $j = 2 \div n$.

Разряды результата определяются по формулам:

$$V_1 = C_{11};$$

$$V_k = S_{k-1\,2} \text{ для } k = 2 \div n;$$

$$V_k = S_{n\,k-n+1} \text{ для } k = n+1 \div 2n-1;$$

$$V_{2n} = P_{nn}.$$

Для обработки мантисс по методу сокращенного умножения из полноразрядного устройства исключается $z = n - \log_2 n$ младших столбцов, а переносы, поступающие в столбец z из предыдущего (исключенного) столбца, равны нулю. При этом вычисляется усеченное $(2n - z)$-разрядное произведение, старшие n разрядов которого являются результатом операции. Сокращение вычислений почти вдвое упрощает матричный умножитель мантисс и повышает его быстродействие при сохранении одинарной точности вычислений [9, 11].

2. Посегментный контроль

Посегментный контроль направлен на повышение достоверности контроля вычисляемых результатов путем задания различной вероятности обнаружения ошибок в старших верных и младших неверных разрядах для преимущественного обнаружения существенных ошибок. С этой целью результат разбивается на сегменты разрядов, в пределах которых необходимо обеспечить заданную, отличную от других, вероятность обнаружения ошибок.

Решение этой задачи предлагается выполнить следующим образом:

– получить коды правильности вычисления каждого из разрядов результата;

– полученные коды объединить в коды проверки сегментов для множеств разрядов каждого их этих сегментов;

– обеспечить заданную вероятность обнаружения ошибки в разрядах каждого сегмента путем обеспечения необходимой частоты просмотра этих кодов.

Код K_k правильности вычисления разряда результата V_k составляется из двух разрядов: непосредственно разряда V_k и его инверсии V_k*, которая вычисляется путем сложения формул (1), определенных для разрядов суммы ОЭ столбца k (с последующим инвертированием):

$$V_k* = \neg \bigoplus_{i=1}^{k} C_{i\,k+1-i} \oplus \bigoplus_{i=1}^{k-2} P_{i\,k-i} \text{ для } k = 2 \div \text{n};$$

$$V_k* = \neg \bigoplus_{i=k-n+1}^{n} C_{i\,k+1-i} \oplus \bigoplus_{i=k-n}^{n} P_{i\,k-i}$$

$$\text{для } k = n+1 \div 2n-1.$$

Для первого и последнего столбцов коды V_k* определяются по следующим формулам:

$$V_k* = \neg C_{11};\ V_{2n}* = \neg P_{nn}.$$

Конъюнкции C_{ij} и переносы P_{ij}, используемые в приведенных формулах, вычисляются в средствах контроля повторно.

Коды проверки сегментов результата вычисляются по принципу сжатия двухпроводных кодов на самопроверяемых схемах сравнения [12], т.е. путем умножения кодов проверки разрядов сегмента по модулю три. Например, код проверки сегмента 1, составленного из разрядов $V_n \div V_{2n}$, определяется по формуле $K_{C1} = (K_n \cdot ... \cdot K_{2n}) \bmod 3$.

Если хотя бы для одного из сомножителей нарушается взаимная инверсность его разрядов, т.е. код проверки разряда результата принимает значение $+0 \bmod 3$ или $-0 \bmod 3$, то и произведение также обращается в одно из подобных нулевых значений, что указывает на ошибку в сегменте. Отличные от нуля по модулю три взаимно-инверсных значения разрядов всех сомножителей, а, следовательно, и их произведения, свидетельствуют об отсутствии ошибки в разрядах сегмента результата.

Код проверки сегмента, для которого вероятность обнаружения ошибки задается равной единице, анализируется для каждого вычисляемого результата (в каждом такте работы однотактного умножителя). Коды проверки следующих сегментов просматриваются с меньшей частотой.

Пусть результат умножения мантисс разбит на u сегментов с вероятностями обнаружения ошибки $H_1 > ... > H_r > ... > H_u$, $H_1 = 1$, $r = 1 \div u$, заданными с точностью q^L, где L – количество разрядов после запятой в системе счисления с основанием q. Тогда код проверки сегмента r должен анализироваться для $H_r q^L$ вычисляемых результатов из каждых q^L вычисляемых результатов.

Для однотактных матричных умножителей процесс вычислений разбивается на q^L-тактные периоды, в течение которых код проверки каждого сегмента r должен анализироваться $H_r q^L$ раз.

Данная процедура выполняется посредством операций выбора (кодов проверки сегментов), реализуемых для $q = 2$ на $X =]\sum_{r=2}^{u} H_r[$ парах L-адресных мультиплексоров (функция][округляет аргумент к ближайшему большему целому числу).

Код проверки сегмента 1 и коды $M_1,...,M_X$, выбранные на мультиплексорах, сжимаются до кода контроля результата по следующей формуле:

$$K_P = (K_{C1} \cdot M_1 \cdot ... \cdot M_X) \bmod 3.$$

Оценка сложности средств предлагаемого посегментного контроля показывает, что исходное матричное устройство усложняется на 50%.

Заключение

Нацеленность рабочего диагностирования на поиск неисправностей вычислительных устройств, организуемый в процессе выполнения основных операций, ограничивает возможности его эффективного использования по назначению, т.е. для оценки достоверности вычисляемых результатов, рамками обработки точных данных.

При выполнении приближенных вычислений, доля которых в компьютерной обработке постоянно увеличивается, высокая обнаруживающая способность традиционных методов рабочего диагностирования используется вопреки правильному оцениванию получаемых результатов – в основном выявляются ошибки, которые являются несущественными для достоверности приближенных чисел.

Предложенный метод посегменного контроля показан для случая выполнения в матричном устройстве умножения мантисс – ключевой операции для приближенных данных, присутствующей в самой записи чисел с плавающей точкой.

Исходными данными для метода является разбиение результата на сегменты с различными вероятностями обнаружения ошибки и значения этих вероятностей. Метод предусматривает формирование кодов правильности вычисления отдельных разрядов произведения и объединение их в коды проверки сегментов, которые анализируются с частотой, соответствующей заданным вероятностям обнаружения ошибки.

Задание высокой вероятности обнаружения ошибок в сегментах старших верных разрядов результата и низкой вероятности для сегментов младших неверных разрядов позволяет повысить достоверность оценки результатов обработки приближенных данных, снижая вероятность обнаружения несущественных ошибок.

Метод может быть легко распространен на другие вычислительные устройства.

Литература

1. Carter W., Schneider P. Design of Dynamically Checked Computers // in Proc. IFIP Congress 68. – Edinburgh, Scotland. – 1968. – P. 878-883.

2. Основы технической диагностики / П.П. Пархоменко, Е.С. Согомонян и др. – М.: Энергия, 1981. – 320 с.

3. Favalli M., Metra S. Optimization of Error Detecting Codes for the Detection of Crosstalk Originated Errors // in Proc. of IEEE Design, Automation and Test in Europe, Munich, Germany. – 2001. – P. 290-296.

4. Nicolaidis M., Manich S., Figueras J. Achieving Fault Secureness in Parity Prediction Arithmetic Operators: General Conditions and Implementations // Proc. The European Design & Test Conf. – Paris (France). – 1996. – P. 186-193.

5. Noufal A., Nicolaidis M. A CAD Framework for Generating Self-Checking Multipliers Based on Residue Codes // in Proc. of IEEE Design, Automation and Test in Europe, Munich, Germany. – 1999. – P. 122-129.

6. Гук М. Процессоры Intel: от 8086 до Pentium II. – С.-Пб: Питер, 1997. – 224 с.

7. Drozd A. On-line Testing of Computing Circuits at Approximate Data Processing // Radioelectronics & Informatics. – 2003. – № 3. – P. 113-116.

8. Drozd A., Lobachev M., Drozd J. “The problem of on-line testing methods in approximate data processing,” in Proc. 12th IEEE International On-Line Testing Symposium, Como, Italy. – 2006. – P. 251-256.

9. Савельев А. Я. Прикладная теория цифровых автоматов. – М.: Высш. шк., 1987. – 272 с.

10. ANSI/IEEE Std 754-1985. IEEE Standard for Binary Floating-Point Arithmetic. IEEE, New York, USA, 1985. – 18 с.

11. Рабинович З. Л., Раманаускас В. А. Типовые операции в вычислительных машинах. – К.: Техника, 1980. – 264 с.

12. Согомонян Е. С., Слабаков Е. В. Самопроверяемые устройства и отказоустойчивые системы. – М.: Радио и связь, 1989. – 208 с.

Поступила в редакцию 26.02.2006

Рецензент: д-р техн. наук, проф. В.И. Хаханов, Харьковский национальный университет радиоэлектроники, Харьков.