Ю.Е. Зинченко

ИССЛЕДОВАНИЕ ОБНАРУЖИВАЮЩЕЙ СПОСОБНОСТИ АСИНХРОННОГО СЧЕТЧИКА

УДК 681.32.06

Ю. Е. Зинченко, канд. техн. наук
(Донецкий политехнический ин-т, Украина)

Исследование способности асинхронного счётчика

Получены выражения для оценки вероятности необнаружения ошибок произвольной кратности и на их основе исследована обнаруживающая способность асинхронного счетчика при использовании его в качестве компактного анализатора тестовых реакций электронно-вычислительной аппаратуры.

Отримано вирази для оцінки імовірності невиявлення помилок довільної кратності та на їх основі досліджено виявляючу здатність асинхронного лічильника при використанні його як компактного аналізатора тестових реакцій електронно-обчислювальної апаратури.

Ключевые слова: компактный анализатор, асинхронный счетчик, сигнатурный анализ, метод счета переходов.

В технической диагностике электронно-вычислительной аппаратуры наряду с сигнатурными компактными анализаторами используются анализаторы, построенные на основе асинхронного счетчика (АС). Кроме того, получил распространение метод тестирования цифровых схем на основе АС — метод счета переходов (transition count testing) [1, 2].

Несмотря на то, что метод счета переходов является первым методом компактного анализа цифровых схем, обнаруживающая способность АС до сих пор исследована недостаточно. Получено выражение для средней вероятности необнаружения ошибки $P_{ср}$ [2, 3]. В работе [3] была предпринята попытка оценить обнаруживающую способность АС на кратные ошибки, в результате чего получено соответствующее выражение для одиночной ошибки. Однако остался нерешенным вопрос относительно ошибок произвольной кратности. Решению этой задачи посвящена данная статья.

Процесс компактного анализа по методу счета переходов состоит в следующем. На входы объекта диагностики подается тестовая последовательность, под воздействием которой на его выходах формируется тестовая реакция (ТР). Асинхронный счетчик, последовательно опрашивая выходы объекта диагностики (ОД), проводит подсчет фронтов ТР и получает некоторое число — сигнатуру N — как сжатый эквивалент анализируемой последовательности. Предварительно получают сигнатуру $N^{э}$ с эталонного (т. е. функционирующего нормально) образца ОД. На основе результата сравнения реальной N и эталонной $N^{э}$ сигнатур делается заключение об исправности проверяемого объекта.

Пусть тестовой реакции некоторого ОД соответствует двоичная последовательность $W=\{w_i\}$, где $w_i\in\{0, 1\}$, $i=\overline{1, m}$. Асинхронным счетчиком назовем устройство, выполняющее подсчет переходов (изменений, фронтов) последовательности W по выражению

$$N=\sum_{i=1}^{m-1}(w_i\oplus w_{i+1}), \qquad (1)$$

где $\oplus$ — логическая операция суммирования по модулю два. Число N, рассчитанное по соотношению (1), назовем сигнатурой АС. Пусть эталонному ОД соответствует ТР $W^{э}=\{w_i^{э}\}$, где $w_i^{э}\in\{0, 1\}$, и сигнатура

$$N^{э}=\sum_{i=1}^{m-1}(w_i^{э}\oplus w_{i+1}^{э}). \qquad (2)$$

Необходимым условием обнаружения неисправности ОД является проявление этой неисправности в ТР объекта, т. е. если W и $W^{э}$ отличаются значением хотя бы одного скалярного элемента. Пусть ошибкам в ТР W соответствует последовательность ошибок $E=\{e_i\}$, где $e_i\in\{0, 1\}$. Тогда взаимосвязь последовательностей W, $W^{э}$ и E можно выразить их поразрядной суммой по модулю два: $W=W^{э}\oplus E$. Тестовая реакция W содержит ошибку, если существует $e_i=1$, в противном случае, когда E состоит лишь из нулевых скалярных элементов, W свободна от ошибок и ОД исправен.

В технической диагностике качественные параметры компактных анализаторов оценивают вероятностными характеристиками. Одной из таких характеристик является вероятность обнаружения (необнаружения) анализатором кратной ошибки [2].

Ошибкой кратности k называется ошибка, приводящая к инвертированию k битов ТР $W^{э}$. Ей соответствует последовательность ошибок E, содержащая k единичных элементов. Вероятность необнаружения анализатором ошибки кратности k обозначим P_k.

При расчете вероятности P_k, как правило, исходят из следующих предположений: в тестовой реакции ОД возможна лишь ошибка кратности k; любая из возможных ошибок кратности k равновероятна.

Как было отмечено выше, в [3] получено выражение для вероятности необнаружения одиночной ошибки

$$P_1=0.5(m-1)/m. \qquad (3)$$

Распространим этот результат на случай появления ошибки произвольной кратности.

Рассмотрим сегмент $S_{j,h}$, $j=\{1, \ldots, m-1\}$, $h\in\{1, \ldots, m-j\}$, последовательности W: $S_{j,h}$: w_j,

$w_{j+1}, \ldots, w_{j+h}, w_{j+h+1}$, в котором $e_j = e_{j+h+1} = 0$, а $e_{j+1} = e_{j+2} = \ldots = e_{j+h} = 1$. Пусть эталонная $N^{\text{э}}_{j,h}$ и реальная $N_{j,h}$ сигнатуры для этого сегмента (частные сигнатуры) в соответствии с (1) и (2) определяются выражениями

$$N^{\text{э}}_{j,h} = \sum_{i=j}^{j+h} (w^{\text{э}}_i \oplus w^{\text{э}}_{i+1}),$$

$$N_{j,h} = \sum_{i=j}^{j+h} (w^{\text{э}}_i \oplus w^{\text{э}}_{i+1} \oplus e_i \oplus e_{i+1}) =$$

$$= \sum_{i=j+1}^{j+h-1} (w^{\text{э}}_i \oplus w^{\text{э}}_{i+1}) + (1 \oplus w^{\text{э}}_j \oplus w^{\text{э}}_{j+1}) +$$

$$+ (1 \oplus w^{\text{э}}_{j+h} \oplus w^{\text{э}}_{j+h+1}).$$

Согласно приведенным выражениям возможны только следующие исходы между $N_{j,h}$ и $N^{\text{э}}_{j,h}$:

$$N_{j,h} = N^{\text{э}}_{j,h};\ N_{j,h} = N^{\text{э}}_{j,h} + 2;\ N_{j,h} = N^{\text{э}}_{j,h} - 2.$$

Ошибка, возникающая в W, не будет обнаружена АС, если $N_{j,h} = N^{\text{э}}_{j,h}$. Равенство этих сигнатур имеет место, если справедливо другое равенство

$$w^{\text{э}}_j \oplus w^{\text{э}}_{j+1} \oplus w^{\text{э}}_{j+h} \oplus w^{\text{э}}_{j+h+1} = 1, \tag{4}$$

что возможно на восьми из 16 наборов элементов $w^{\text{э}}_j$, $w^{\text{э}}_{j+1}$, $w^{\text{э}}_{j+1}$, $w^{\text{э}}_{j+h+1}$. Второй и третий исходы имеют место, если соответственно выполняются следующие системы уравнений:

$$w^{\text{э}}_j \oplus w^{\text{э}}_{j+1} = 1,\ w^{\text{э}}_{j+h} \oplus w^{\text{э}}_{j+h+1} = 1, \tag{5}$$

$$w^{\text{э}}_j \oplus w^{\text{э}}_{j+1} = 0,\ w^{\text{э}}_{j+h} \oplus w^{\text{э}}_{j+h+1} = 0. \tag{6}$$

Каждая система выполняется на четверти указанных наборов.

Так как соотношения (4)—(6) определяются значениями крайних элементов сегмента $S_{j,h}$ и не зависят от других элементов (в том числе не принадлежащих $S_{j,h}$), то вероятность того, что $N_{j,h} = N^{\text{э}}_{j,h}$, равна 2^{-1}, а вероятность событий $N_{j,h} = N^{\text{э}}_{j,h} + 2$ и $N_{j,h} = N^{\text{э}}_{j,h} - 2$ равна 2^{-2} для сегментов произвольной длины.

Рассмотрим два произвольных непересекающихся сегмента S_{j_1,h_1} и S_{j_2,h_2}, аналогичных ранее рассмотренному сегменту по соотношению элементов последовательности E. Для того чтобы ошибки в этих сегментах не изменили сигнатуры $N^{\text{э}}$ должна выполняться одна из следующих пар событий:

$$N_{j_1,h_1} = N^{\text{э}}_{j_1,h_1} \text{ и } N_{j_2,h_2} = N^{\text{э}}_{j_2,h_2};$$

$$N_{j_1,h_1} = N^{\text{э}}_{j_1,h_1} + 2 \text{ и } N_{j_2,h_2} = N^{\text{э}}_{j_2,h_2} - 2;$$

$$N_{j_1,h_1} = N^{\text{э}}_{j_1,h_1} - 2 \text{ и } N_{j_2,h_2} = N^{\text{э}}_{j_2,h_2} + 2.$$

Тогда вероятность того, что ошибки в S_{j_1,h_1} и S_{j_2,h_2} не изменяют $N^{\text{э}}$, можно определить с учетом ранее рассмотренных соотношений для сегмента $S_{j,h}$

$$P'_2 = 2^{-1} \cdot 2^{-1} + 2^{-2} \cdot 2^{-2} + 2^{-2} \cdot 2^{-2} = 0{,}375.$$

Для произвольного числа ν непересекающихся сегментов с ошибками возможны следующие исходы, не изменяющие сигнатуры $N^{\text{э}}$:

ни один из ν сегментов не изменит своей частной сигнатуры;

одна произвольная пара сегментов изменяет сигнатуры в противоположном направлении, т. е. один сегмент увеличивает сигнатуру вдвое, второй — уменьшает вдвое;

две произвольные пары сегментов изменяют свои сигнатуры в противоположном направлении;

произвольные q, $q \in \{3, 4, \ldots, [\nu/2]\}$, пар сегментов изменяют свои сигнатуры в противоположном направлении, где $[\nu/2]$ обозначает ближайшее к $\nu/2$ целое число.

Рассчитаем вероятность P'_ν такого события:

$$P'_\nu = (2^{-1})^\nu + C^2_\nu 2 \cdot 2^{-4} (2^{-1})^{\nu-2} +$$
$$+ C^4_\nu \cdot C^2_4 \cdot (2^{-2})^4 \cdot (2^{-1})^{\nu-4} +$$
$$+ C^6_\nu \cdot C^3_6 \cdot (2^{-2})^6 \cdot (2^{-1})^{\nu-6} + \ldots$$
$$\ldots + C^{2q}_\nu \cdot C^q_{2q} \cdot (2^{-2})^{2q} \cdot (2^{-1})^{\nu-2q} =$$
$$= \sum_{i=0}^{q} C^{2i}_\nu \cdot C^i_{2i} \cdot (2^{-2})^{2i} \cdot (2^{-1})^{\nu-2i} = C^\nu_{2\nu} \cdot 2^{-2\nu}. \tag{7}$$

Таким образом, вероятность P'_ν не зависит от взаимного расположения и длины сегментов, а определяется числом ν сегментов.

Для расчета P_k нужно учитывать любые сочетания C^k_m ошибок в последовательности W. Такая задача аналогична задаче о поиске числа сочетаний из m элементов по k с j «успехами», где под успехом подразумевается наличие пары $(i, i+1)$, $i \in \{1, \ldots, m-1\}$, в выборке объема k из этих m элементов. Успехом в рассматриваемом случае будет наличие пары $(i, i+1)$, для которой элементы последовательности E связаны равенством $e_i = e_{i+1} = 1$. Сгруппируем все сочетания ошибок так, чтобы в группы G_j, $j = \overline{1, k}$, вошли те сочетания, которые в W образуют одинаковое число сегментов с ошибками. Тогда, воспользовавшись решением указанной задачи, приведенной в [4], запишем выражение для числа g_j элементов групп G_j с j успехами

$$g_j = C^j_{k-1} \cdot C^{k-j}_{m-k}. \tag{8}$$

Группы G_j содержат g_j сочетаний из m элементов по k, поэтому

$$P_k = (C^k_m)^{-1} \sum_{j=0}^{k-1} g_j \cdot P'_{k-j}, \tag{9}$$

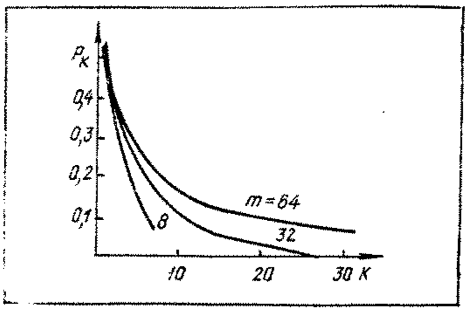

Рис. 1.

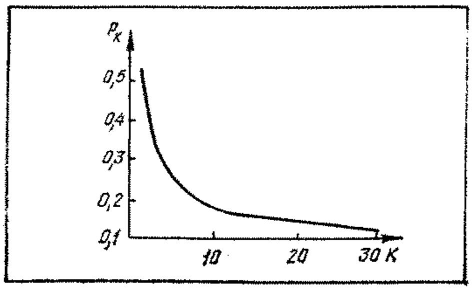

Рис. 2.

где P'_{k-j} — вероятность необнаружения ошибки в W с j успехами. Подставляя (7) и (8) в (9), получаем

$$P_k = (C_m^k)^{-1} \sum_{j=0}^{k-1} C_{k-1}^j \cdot C_{m-k}^{k-j} \cdot C_{2(k-j)}^{k-j} \cdot 2^{-2(k-j)} =$$

$$= 2^{-2k} (C_m^k)^{-1} \sum_{j=0}^{k-1} C_{k-1}^j \cdot C_{m-k}^{k-j} \cdot C_{2(k-j)}^{k-j} \cdot 2^{2j}.$$

Пусть в рассмотренном сегменте $S_{j,h}$ $j+1=m$, т. е. сегмент включает элемент w_m. Так как элемента w_{j+h+1} не существует, то

$$N^э_{j,h} = \sum_{i=j}^{j+h+1} (w_i^э \oplus w_{i+1}^э),$$

$$N_{j,h} = (1 \oplus w_j^э \oplus w_{j+1}^э) + \sum_{i=j+h}^{j+h-1} (w_i^э \oplus w_{i+1}^э).$$

При этом между $N^э_{j,h}$ и $N_{j,h}$ возможны следующие исходы:

$$N_{j,h} = N^э_{j,h} + 1; \; N_{j,h} = N^э_{j,h} - 1.$$

Такая ошибка, приводящая к образованию рассмотренного сегмента $S_{j,h}$, обнаруживается всегда, так как не может быть компенсирована другими сегментами. Следовательно, все возможные сочетания ошибок, в том числе и ошибка кратности m, при которых $e_m = 1$, обнаруживаемы асинхронным счетчиком.

Таким образом, проведенные исследования позволяют сформулировать выражения для оценки вероятности необнаружения ошибок произвольной кратности:

$$P_k = \begin{cases} 0, \; k = m; \\ 2^{-2k} (C_m^k)^{-1} \sum\limits_{j=0}^{k-1} C_{k-1}^j \cdot C_{m-k}^{k-j} \cdot C_{2(k-j)}^{k-j} \cdot 2^{2j}, \\ \qquad k = \overline{1, m-1}. \end{cases} \quad (10)$$

Отметим, что при подстановке $k=1$ в (10) получим выражение (3).

На рис. 1 приведены графики P_k, построенные по выражению (10) для различных значений m. Графики показывают, что функция P_k является убывающей; максимального значения она достигает при $k=1$. При k, близких к единице, значение P_k относительно велико, а при k, близких к m, практически равно нулю.

Исследуем функцию P_k для небольших значений k. Обозначим произведение, стоящее под знаком суммы выражения (10), как

$$\psi(j) = C_{k-1}^j \cdot C_{m-k}^{k-j} \cdot C_{2(k-j)}^{k-j} \cdot 2^{2j},$$

и рассмотрим отношение

$$\sigma(j) = \psi(j)/\psi(j+1) \simeq (j+1)/(k-j-1) \times$$
$$\times (m - 2k + j + 1)/(k-j).$$

Для $j=0$ получим

$$\sigma(0) = \psi(0)/\psi(1) = 1/(k-1) \cdot (m - 2k + 1)/k.$$

Неравенство $\sigma(0) \geqslant 10$, из которого следует, что $\psi(0)$ превышает $\psi(1)$ не менее чем в 10 раз, выполняется при $k \leqslant 0.3\sqrt{m}$. Тогда, учитывая, что с возрастанием j и при фиксированных m и k значение $\sigma(j)$ увеличивается, для полученного диапазона k в выражении (10) можно ограничиться слагаемым

$$P_k \simeq 2^{-2k} \cdot (C_m^k)^{-1} \cdot C_{m-k}^k \cdot C_{2k}^k \simeq 2^{-2k} \cdot C_{2k}^k. \quad (11)$$
$$(k \leqslant 0.3\sqrt{m})$$

На рис. 2 приведен график предельных значений P_k для $k \leqslant 0.3\sqrt{m}$, построенных на основе выражения (11). В соответствии с графиком для достаточно большого m существует до 35 значений $k \in \{1, 2, \ldots, 35\}$, для которых $P_k \geqslant 0.1$.

Исследования выражений (10) и (11) позволяют сделать следующие выводы:

с увеличением кратности ошибки повышается вероятность ее обнаружения, при этом наиболее опасна одиночная ошибка;

с увеличением длины анализируемой последовательности вероятность обнаружения кратной ошибки уменьшается и стремится к некоторому пределу: для $k \leqslant 0.3\sqrt{m}$ такой предел определяется выражением (11);

диапазон наиболее неблагоприятных кратностей ошибок ($P_k \geqslant 0.1$) находится в пределах от 1 до $0.3\sqrt{m}$ и при $m \to \infty$ может быть достаточно большим.

Таким образом, эффективность описанного АС тем выше, чем выше кратность ошибки при тестовой реакции. Если вероятность появления ошибки небольшой кратности ($k \leqslant 35$) при тестовой реакции высока, то использование АС в качестве компактного анализатора по обнаруживающей способности ошибок неприемлемо.

Expressions have been obtained to estimate the probability of nondetecting of the errors of arbitrary multiplicity. They served a basis for investigating the detecting capacity of the asynchronous counter when using it as the compact analyser of the test reactions of the electronic-computing equipment.

1. *Hayes I. P.* Transition count testing of combinational logic circuits // IEEE Trans. Comput.—1976.— N 6.— P. 613—620.
2. *Ярмалик В. Н.* Контроль и диагностика цифровых узлов ЭВМ.— М. : Наука и техника, 1988.—240 с.
3. *Frohwerk R. A.* Signature analisis: a new digital field service method // Hewlett — Packard J. May.—1977.— P. 2—8.
4. *Кофман А.* Введение в прикладную комбинаторику.— М. : Наука, 1975.—479 с.

Поступила 02.11.92

ЗИНЧЕНКО Юрий Евгеньевич, канд. техн. наук, доцент Донецкого политехнического ин-та, который окончил в 1981 г. Область научных исследований: техническая диагностика электронно-вычислительной аппаратуры.

УДК 681.3.06

А. Г. Ломако, канд. техн. наук, **В. М. Зима**
(Военная инженерно-космическая академия, Санкт-Петербург, Россия)

Технология многомодельного исследования программ

Рассмотрена технология многомодельного исследования программных средств, основанная на сочетании методов тестирования и верификации программ, единстве функционального и структурного аспектов при их анализе. Показаны технологические этапы всесторонней проверки программ, описаны преимущества рассматриваемого подхода в сравнении с традиционными.

Розглянуто технологію багатомодельного дослідження програмних засобів, яку основано на поєднанні методів тестування і верифікації програм, єдності функціонального і структурного аспектів при їх аналізі. Показано технологічні етапи всебічної перевірки програм, описано переваги розглянутого підходу з порівнянні з традиційним.

Ключевые слова: тестирование, отладка, испытание, верификация, представление знаний.

Основными этапами, определяющими итоговые показатели качества программ в процессе их создания и доработок, являются этапы отладки и испытаний, на проведение которых расходуется до половины всех трудовых затрат, что непосредственно сказывается на сроках создания и себестоимости программной продукции.

Используемые в настоящее время подходы к тестированию программных средств [1, 2, 5, 6] не обеспечивают достижения необходимых эксплуатационно-программных характеристик в условиях реальных ограничений на длительность отладки и испытаний, а также связанных с этим затрат. Кроме того, уделяется недостаточное внимание значению отдельных видов проверок, вопросам их совместного использования и взаимовлияния.

Исходя из этого предложим технологию многомодельного исследования программ, устраняющую указанные недостатки и обеспечивающую всестороннюю проверку разнообразных свойств программ для достижения гарантированного уровня их качества.

Реализация задач тестирования. В соответствии с организацией процесса проверок программных систем (ПС) [5, 6] технология тестирования должна охватывать проверку спецификаций, структуры программных объектов, полноты реализации функций, а также комплексное тестирование.

Существующие методы тестирования программ характеризуются узкой направленностью, слабой автоматизируемостью и односторонностью в исследованиях программных средств.

Так, в методах тестирования спецификаций [10, 12] не предусматриваются возможности их автоматизированного контроля на полноту и непротиворечивость, а также генерации минимального набора тестов по полному покрытию всех функций программы, что приводит к неоднозначностям в выборе тестовых данных и чрезмерным затратам на динамические проверки.