

МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ УКРАИНЫ
ДОНЕЦКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ

РГАСНТИ 50.09

УДК 681.326.7

О.Н.Дяченко, В.П.Горбенко
СИГНАТУРНО-СИНДРОМНЫЙ АНАЛИЗ
НАД ПОЛЕМ $GF(3)$

Донецк 1998

Методам компактного тестирования принадлежит значительная роль при решении задач снижения трудоёмкости контроля и диагностики сложных цифровых устройств. Среди широкого спектра различных способов компактного тестирования сигнатурный анализ обладает рядом преимуществ: простая аппаратная реализация, высокое быстродействие сигнатурных анализаторов, простая аппаратная реализация многоканальных анализаторов тестовых реакций, высокие обнаруживающие способности. Традиционный сигнатурный анализ основан на операции деления полиномов над полем $GF(2)$, причём в качестве делимого выступает анализируемая последовательность, представленная в виде полинома над полем $GF(2)$, в качестве делителя – порождающий полином над полем $GF(2)$, в соответствии с ненулевыми коэффициентами которого выбираются обратные связи регистра сдвига с линейными обратными связями. Таким образом, анализируемая тестовая реакция представляется последовательностью логических нулей и единиц. Вместе с тем логические анализаторы, как правило, позволяют определять в контрольных точках не только уровни логического нуля или логической единицы, но также неопределённое состояние, которому может соответствовать либо уровень напряжения, меньший уровня логической единицы и больший уровня логического нуля, либо высокоимпедансное состояние логического элемента с тристабильными выходами, либо отсутствие контакта щупа с контрольной точкой. В этом случае анализируемую тестовую реакцию можно представить в виде последовательности трёхзначных символов, например, 0 – логический ноль, 1 – логическая единица, 2 – неопределённое состояние.

В [1] рассмотрены вопросы аппаратной реализации РСЛОС с порождающими полиномами над полем $GF(3)$ на элементах двоичной логики. Данная работа посвящена сигнатурно-синдромному тестированию [2-5], основанному на операции деления полиномов над полем $GF(3)$.

Прежде всего рассмотрим два возможных варианта схемной реализации преобразования выходных сигналов тристабильных элементов в символы двоичной логики.

Тестирование элементов с тремя состояниями (в дальнейшем z-элементы) имеет ряд особенностей. Необходимо отметить, что третье состояние невозможно определить по напряжению на выходе этого элемента, особенно, если этот элемент включён в состав схемы: если элемент находится в третьем состоянии, то датчик по напряжению может показывать как высокий уровень (1), так и низкий (0). Но это не значит, что выход тестируемого z-элемента находится в состоянии 1 или 0, это значит, что какой-то другой элемент, подключенный к этой шине имеет уровень 0 или 1. Поэтому для того, чтобы определить состояние выхода z-элемента, необходимо использовать токовый датчик, то есть датчик, который будет измерять направление тока и преобразовывать в состояния 00, 01 и 10, где 00 соответствует логическому 0, когда ток течёт в z-элемент; 01 соответствует логической 1, то есть когда ток течёт из z-элемента, 10 соответствует третьему состоянию, то есть когда ток не течёт ни в z-элемент, ни из z-элемента.

Аппаратная реализация такого датчика довольно проста (см. рис 1).

Если выход z-элемента находится в состоянии 0, значит ток течёт по направлению к z-элементу. В этом случае на выходе 1 датчика будет логическая 1, а на выходе 2 будет 0.

Если выход z-элемента находится в состоянии логической 1, значит ток течёт по направлению от z-элемента. В этом случае на выходе 1 будет логический 0, а на выходе 2 будет 1.

Если z-элемент находится в третьем состоянии, то оба выхода будут иметь на выходах уровень логической единицы.

При другом кодировании можно использовать транзисторы с противоположной проводимостью, но лучше полученные сигналы преобразовать с помощью логических элементов, которые в свою очередь будут являться одновременно усилителем входного сигнала и формирователем стандартного ТТЛ уровня.

Эта схема приемлема, если исследуемый элемент находится в схеме, то есть выход подключен к какому-либо входу. В этом случае измерительный резистор необходимо рассчитать таким образом, чтобы датчик срабатывал при минимальной нагрузке. Если z-элемент подключен ко входам, которые имеют TTL стандарты, тогда нет необходимости в изменении схемной реализации датчика, а если выход подключен ко входам КМОП структуры, тогда очень трудно будет его настроить, так как входные токи элементов выполненных по КМОП структуре ничтожно малы. Эта особенность имеет место и в том случае, когда элемент проверяется независимо от схемы. Для решения этой задачи выход z-элемента необходимо подключить к делителю напряжения. Схема такого датчика приводится на рис.2.

Делитель фактически выполняет функцию источника тока, поэтому номиналы резисторов принимаются из расчёта токов базы транзисторов. Этот делитель должен обеспечить достаточные токи баз транзисторов при логическом 0 и 1, чтобы транзисторы могли надёжно выйти из состояния отсечки. Номиналы резисторов в делителе лучше выбирать одинаковыми. В этом случае напряжение на делителе будет равно половине напряжения питания, что обеспечит равные условия выхода из состояния отсечки обоим транзисторам при соответствующих логических состояниях z-элемента.

Следует отметить, что возможны также другие варианты преобразователей тестовой реакции в символы поля GF(3) в зависимости от предъявляемых требований к анализатору и элементной базе проверяемого устройства.

РСЛЮС с порождающим полиномом над полем GF(3) (РСЛЮС GF(3))

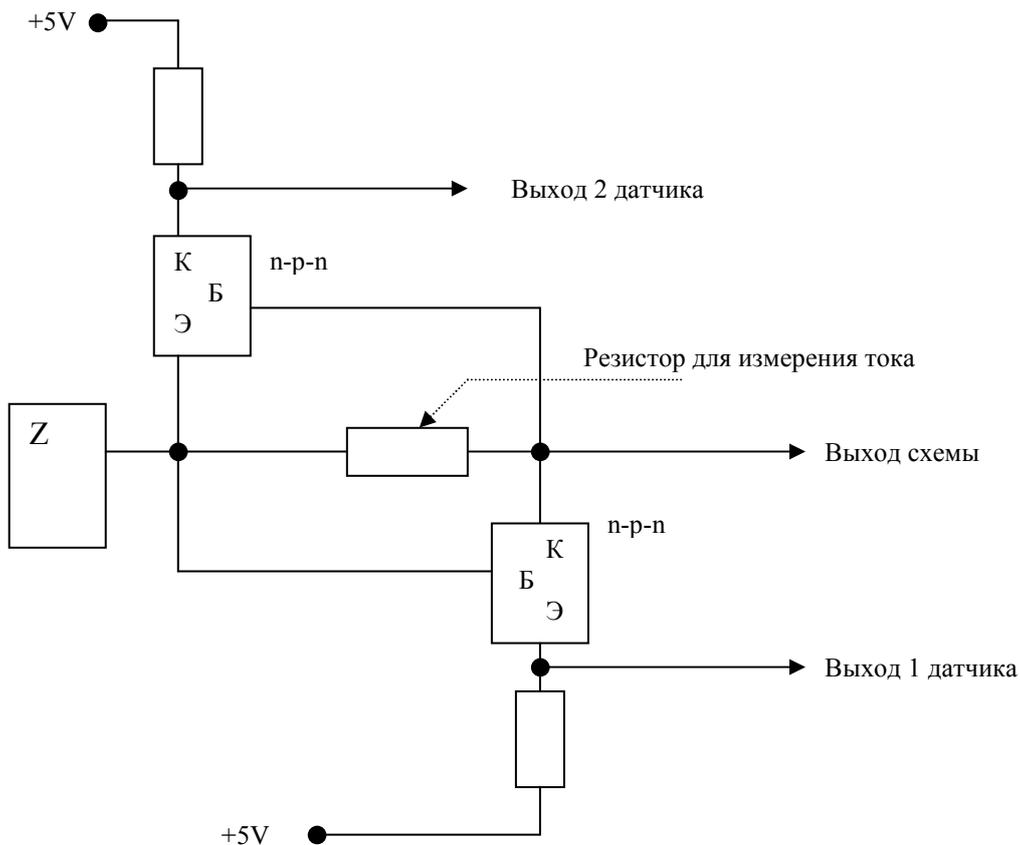


Рисунок 1 - Первый вариант датчика.

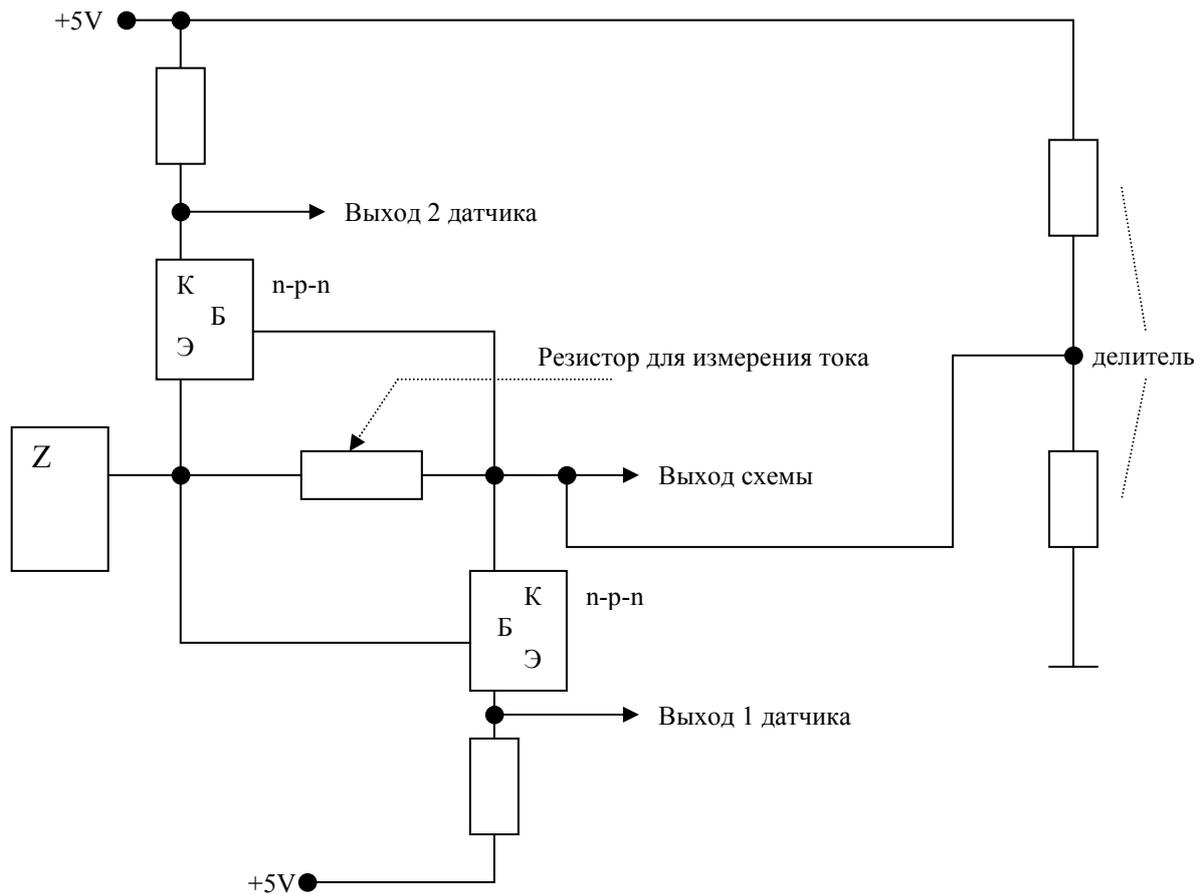


Рисунок 2 - Второй вариант датчика.

имеет более сложную аппаратную реализацию по сравнению с РСЛОС GF(2). Однако сигнатурный анализ на основе РСЛОС GF(3) обладает повышенными контролирующими способностями, поскольку наряду с возможными логическими нулями и единицами учитывает возможные ситуации неопределённого состояния.

Как и в случае GF(2), для РСЛОС GF(3) обратные связи целесообразно выбирать в соответствии с ненулевыми коэффициентами неприводимого примитивного порождающего полинома над полем GF(3). Полином выбирается примитивным, поскольку в этом случае можно получить максимальное количество всевозможных остатков от деления на такой полином, равное 3^n , а следовательно, максимально возможное количество различных сигнатур. Примитивные полиномы можно выбрать из таблицы неприводимых полиномов над полем GF(3) [6]. Поскольку в [6] приведены полиномы над полем GF(3) степени меньшей 8, методом моделирования на компьютере были найдены примитивные полиномы над полем GF(3) степени, не превышающей 15, некоторые из которых представлены в приложении.

Рассмотрим особенности сигнатурного анализа над полем GF(3). Аналогично полю GF(2) анализируемую тестовую реакцию троичных символов можно представить в виде полинома над полем GF(3):

$$f(x) = f_n x^n + f_{n-1} x^{n-1} + \dots + f_1 x + f_0,$$

где x - неопределённая (фиктивная) переменная, коэффициенты f_i принадлежат полю GF(3) (т.е. могут принимать значения 0, 1, 2), знак "+" обозначает операцию по модулю 3. Например, троичную последовательность 12020102 можно представить в виде полинома $x^7 + 2x^6 + 2x^4 + x^2 + 2$.

Как и в случае GF(2), в поле GF(3) выполняется принцип супер-

позиции:

$$S[A(X) + B(X)] = S[A(X)] + S[B(X)],$$

т.е. сигнатура суммы по модулю 3 двух полиномов над полем $GF(3)$ $A(X)$ и $B(X)$ равна посимвольной сумме по модулю три сигнатур $A(X)$ и $B(X)$. Сигнатуры представляют собой остаток от деления соответствующего полинома на порождающий полином РСЛОС сигнатурного анализатора.

Обозначим: $A(X)$ - эталонная тестовая реакция, $B(X)$ - реальная тестовая реакция, т.е. тестовая реакция с ошибками, $E(X)$ - полином ошибки. Тогда

$$A(X) - B(X) = E(X).$$

Следует отметить, что в отличие $GF(2)$, в поле $GF(3)$ операция вычитания не эквивалентна операции сложения.

Например, предположим, что эталонная тестовая реакция имеет вид 120120120, а реальная - 201012120, тогда вектор ошибки будет иметь вид 222111000, при этом символы 2 и 1 означают отличие, символ 0 - совпадение эталонной и реальной тестовых реакций. Посимвольная сумма по модулю три вектора ошибки и реальной тестовой реакции равна эталонной тестовой реакции:

$$201012120 + 222111000 = 120120120,$$

или в полиномиальной форме представления:

$$A(X) = B(X) + E(X).$$

Согласно принципу суперпозиции

$$S[A(X) - B(X)] = S[E(X)] = S[A(X)] - S[B(X)],$$

$$S[A(X)] = S[B(X)] + S[E(X)].$$

Итак, для сигнатурного анализа над полем $GF(3)$ в отличие от поля $GF(2)$ существует два типа ошибок: 1 - появление вместо 1 - 0, вместо 2 - 1, вместо 0 - 2; 2 - появление вместо 1 - 2, вместо 2 - 0, вместо 0 - 1.

Утверждение 1. Для сигнатурного анализа над полем $GF(3)$ обнаруживаются все одиночные ошибки обоих типов при любой длине анализируемой тестовой реакции.

Аналогичное утверждение выполняется и для поля $GF(2)$. Доказательство его основано на том, что, во-первых, согласно принципу суперпозиции достаточно рассматривать формирование сигнатуры полинома ошибки вне зависимости от конкретных значений анализируемой тестовой реакции; во-вторых, для одиночной ошибки полином над полем $GF(3)$ может иметь вид $E(X) = X^i$ или $E(X) = 2X^i$, причём ни первый, ни второй из них не делятся нацело на неприводимый полином над полем $GF(3)$.

Утверждение 2. Для сигнатурного анализа над полем $GF(3)$ при длине анализируемой последовательности $3^n - 1$, где n - степень порождающего примитивного полинома над полем $GF(3)$ РСЛОС анализатора, количество необнаруживаемых двукратных ошибок одного типа равно $(3^n - 1)/2$; обнаруживаются все двукратные ошибки разного типа; при длине анализируемой последовательности, не превышающей $(3^n - 1)/2$ обнаруживаются все двукратные ошибки.

Доказательство. Прежде всего отметим, что ошибка будет необнаруживаемой, если $S[E(X)] = 0$. В этом случае $S[A(X)] = S[B(X)] + S[E(X)] = S[B(X)]$, т.е. сигнатура реальной тестовой реакции с ошибкой равна эталонной сигнатуре.

Рассмотрим структуру поля $GF(3^n)$ на примере расширения поля $GF(3)$ по примитивному полиному над полем $GF(3)$ $X^2 + X + 2$ (см. табл.1). Следует отметить, что все ненулевые элементы можно разделить на два подмножества: a^0, a^1, a^2, a^3 и a^4, a^5, a^6, a^7 . Элементы этих подмножеств являются линейно зависимыми. Во-первых, второе подмножество можно получить из первого заменой символов 1(2) на 2(1); во-вторых, посимвольная сумма по модулю три i -х элементов подмножеств равна 0. Аналогичную структуру имеет любое поле $GF(3^n)$, полученное как расширение $GF(3)$ по примитивному полиному над полем $GF(3)$.

Элементы поля $GF(3^2)$ можно рассматривать как промежуточные сигнатуры, получаемые в РСЛОС с порождающим полиномом над $GF(3)$ $X^2 + X + 2$ (в этом случае сдвиг содержимого РСЛОС производится спра-

ва налево). При появлении ошибки типа 1 на i -м такте состояние РСЛОС примет значение 01 (начальное состояние РСЛОС для полинома $E(X)$ полагаем равным нулю). При повторном появлении ошибки типа 1 на $i+4$ - м такте состояние РСЛОС станет нулевым и не изменится до

Таблица 1 - Поле $GF(32)$

Элементы поля $GF(9)$	
в виде степени	в виде троичных символов
0	00
a^0	01
a^1	10
a^2	21
a^3	22
a^4	02
a^5	20
a^6	12
a^7	11

окончания сжатия $E(X)$, поскольку рассматриваются только двукратные ошибки. Таким образом, учитывая, что длина анализируемой последовательности не больше $3^2-1=8$, $S[E(X)]=0$ при $i=0,1,2,3$ для ошибки типа 1. В общем случае, количество необнаруживаемых ошибок типа 1 равно $(3^n-1)/2$.

Аналогичные рассуждения с точностью до обозначений (вместо 1 - 2) выполняются для ошибок типа 2. Таким образом первая часть утверждения 2 доказана.

Анализ таблицы 1 показывает, что при появлении двукратных ошибок разного типа и длине анализируемой последовательности не большей 3^n-1 , состояние РСЛОС не сможет принять нулевое состояние. Тот же самый вывод следует и для ошибок любого типа при длине анализируемой последовательности не большей $(3^n-1)/2$. Таким образом, все такие двукратные ошибки являются обнаруживаемыми, ч. т. д.

Следует отметить, что для сигнатурного анализа над полем $GF(2)$ при длине анализируемой последовательности не большей 2^n-1 все двукратные ошибки являются обнаруживаемыми.

Таким образом, при тестировании цифровых устройств двоичной логики, для которых в тестовых реакциях вероятность появления двойных ошибок велика (такая ситуация имеет место при применении минимизированных детерминированных тестовых наборов [7]), степень n порождающего полинома над полем $GF(3)$ для РСЛОС следует выбирать такой, чтобы длина тестовой реакции была больше $(3^n-1)/2$.

Рассмотрим особенности сигнатурно-синдромного тестирования над полем $GF(3)$ - частного случая сигнатурного анализа комбинационных схем (КС). Сигнатурно-синдромное тестирование над полем $GF(2)$ [2,3] предполагает исчерпывающее тестирование КС, применение в качестве генератора тестовых воздействий - двоичного счётчика и сигнатурно-синдромного анализатора тестовых реакций.

Достоинства сигнатурно-синдромного тестирования (ССТ) КС следующие. Во-первых, ССТ позволяет выполнять аналитический расчёт значений сигнатурных синдромов и, в частности, по известным значениям сигнатурных синдромов на независимых входах логического элемента определять значение сигнатурного синдрома на его выходе. На основе аналитического расчёта значений сигнатурных синдромов

возможна комплексная оценка достоверности результатов тестового эксперимента, которая учитывает не только обнаруживающие способности анализатора тестовых реакций, но также характер тестовых воздействий и тестовых реакций в зависимости от конкретных неисправностей объекта диагностики. Например, в [4] на основе свойств сигнатурного синдрома доказано обнаружение всех неисправностей определённого класса неисправностей [4] в программируемых логических матрицах при применении анализатора в виде РСЛОС с примитивным порождающим полиномом минимальной степени X^2+X+1 .

Во-вторых, при задании начального состояния РСЛОС сигнатурно-синдромного анализатора, равного эталонной сигнатуре, появляется возможность локализовать одиночную ошибку в анализируемой тестовой последовательности, т.е. указать порядковый номер искажённого символа.

Основой сигнатурно-синдромного анализатора [3,5] над полем $GF(2)$ (ССА $GF(2)$) является РСЛОС с порождающим примитивным полиномом над полем $GF(2)$ и двоичный счётчик. Принцип работы ССА $GF(2)$ заключается в следующем. В РСЛОС производится сжатие тестовой реакции, по окончании которого РСЛОС продолжает свою работу до появления во всех его разрядах, кроме первого, нулей, т.е. до состояния РСЛОС, равного "100...0". Двоичный счётчик подсчитывает количество тактов с момента окончания сжатия тестовой реакции, и его показания определяют значение сигнатурного синдрома, если начальное состояние РСЛОС равно нулю, или номер одиночного искажённого символа, если начальное состояние РСЛОС равно эталонной сигнатуре.

Вначале рассмотрим сигнатурно-синдромный анализатор над полем $GF(3)$ (ССА $GF(3)$) с возможностью локализации одиночного троичного символа при ССТ над полем $GF(3)$ КС двоичной логики. Отличительная особенность ССА $GF(3)$ - применение РСЛОС $GF(3)$ вместо РСЛОС $GF(2)$. Кроме того, учитывая, что возможны два состояния РСЛОС $GF(3)$, при которых все его разряды, кроме первого, равны нулю: "100...0" и "200...0" (см. табл. 1), если длина анализируемой последовательности равна 3^n-1 , следует её ограничить до значения $(3^n-1)/2$. И, наконец, последняя отличительная особенность - начальное состояние РСЛОС $GF(3)$. Следует отметить, что начальное состояние РСЛОС $GF(3)$ должно быть таким, чтобы по окончании сжатия тестовой реакции без ошибок состояние РСЛОС приняло нулевое значение. Тогда при сжатии тестовой реакции с ошибкой, согласно принципу суперпозиции, РСЛОС примет состояние, равное сигнатуре вектора ошибки.

В РСЛОС $GF(2)$ с начальным состоянием, равным эталонной сигнатуре $S[A(X)]$, определённой для длины тестовой реакции 2^n-1 , через 2^n-1 тактов его состояние вновь станет равным $S[A(X)]$, если на информационном входе РСЛОС $GF(2)$ - константа ноль. Тогда при сжатии тестовой реакции без ошибок согласно принципу суперпозиции состояние РСЛОС $GF(2)$ станет равным нулю: $S[A(X)]+S[A(X)]=0$, где знак '+' означает посимвольную сумму по модулю 2.

В РСЛОС $GF(3)$ с начальным состоянием, равным эталонной сигнатуре $S[A(X)]$, определённой для длины тестовой реакции $(3^n-1)/2$, через $(3^n-1)/2$ тактов для константы ноль на информационном входе РСЛОС $GF(3)$ станет равным $S'[A(X)]$, где знак "'" означает замену в $S[A(X)]$ символов 1(2) на 2(1) (см. табл. 1). Например, если эталонная сигнатура $S[A(X)]$ равна 120, то $S'[A(X)]=210$. Тогда при сжатии тестовой реакции без ошибок, длина которой равна $(3^n-1)/2$, состояние РСЛОС $GF(3)$ также станет равным нулю: $S[A(X)]+S'[A(X)]=0$, где знак '+' означает посимвольную сумму по модулю три.

Таким образом, независимо от различия происходящих операций в РСЛОС $GF(2)$ и РСЛОС $GF(3)$, в обоих случаях их начальное состояние следует задавать равным эталонной сигнатуре. Тогда после окончания сжатия тестовой реакции с ошибкой содержимым РСЛОС будет $S[E(X)]$. ССА $GF(3)$ продолжает свою работу до тех пор, пока в РСЛОС появится комбинация "100...0" или "200...0". Если ошибка

одиночная, тогда показания счётчика - её порядковый номер.

Необходимо отметить, что ССА GF(3) можно применять для локализации одиночных ошибок в тестовой реакции для любого цифрового объекта диагностики и любого генератора тестовых воздействий.

И, наконец, рассмотрим ССА GF(3) с начальным нулевым состоянием РСЛОС. При тестировании КС двоичной логики и генераторе тестовых воздействий в виде двоичного счётчика ССА GF(3) не сохраняет свойства сигнатурного синдрома над полем GF(2). Эти свойства основаны на следующем равенстве в поле GF(2): $(X^i+1)^2=X^{2i}+1$, где знак "+" означает сложение по модулю два. В поле GF(3) это равенство не выполняется, однако справедливо следующее равенство $(X^i+1)^3=X^{3i}+1$, где знак "+" означает сложение по модулю три. Действительно, $(X^i+1)^3 = (X^i+1)(X^i+1)(X^i+1) = (X^{2i}+2X^i+1)(X^i+1) = X^{3i}+2X^{2i}+X^i+X^{2i}+2X^i+1 = X^{3i}+1$. Поэтому свойства сигнатурного синдрома будут выполняться для генератора тестовых воздействий в виде троичного счётчика, КС трёхзначной логики и ССА GF(3).

Аналитический расчёт значений сигнатурного синдрома над полем GF(3) (SS3) рассмотрим на примере. Предположим, что функция трёхзначной логики задана таблицей 2.

Запишем функцию в сигма-пи нормальной форме и минимизируем её (знак "*" означает умножение по модулю три, знак "+" означает сложение по модулю три) [8]:

$$f(v_1, v_2) = \phi_0(v_1) * \phi_0(v_2) + \phi_1(v_1) * \phi_0(v_2) * 2 + \phi_1(v_1) * \phi_1(v_2) + \phi_2(v_1) * \phi_0(v_2) * 2 + \phi_2(v_1) * \phi_1(v_2) * 2 + \phi_2(v_1) * \phi_2(v_2) * 2 = \phi_0(v_1) * \phi_0(v_2) + \phi_1(v_1) * \phi_0(v_2) * 2 + \phi_1(v_1) * \phi_1(v_2) + \phi_2(v_2) * 2.$$

Предположим, что ГТП реализуется на основе n-разрядного вычитающего троичного счётчика с начальным состоянием "22...2", длина тестовых воздействий равна $3 \lfloor \frac{n}{3} \rfloor$, АТР - в виде ССА GF(3), РСЛОС которого прекращает работу при появлении состояния "100...0" или "000...0". Показания счётчика определяют значение сигнатурного синдрома над полем GF(3).

Таблица 2 - Функция трёхзначной логики

v1 v2	f(v1, v2)	v1 v2	f(v1, v2)
0 0	1	1 2	0
0 1	0	2 0	2
0 2	0	2 1	2
1 0	2	2 2	2
1 1	1		

Приведём без доказательства некоторые свойства SS3.

1. Сигнатурный синдром конъюнкции $\Phi_{i_1 i_2 \dots i_n}(V_{i_1} V_{i_2} \dots V_{i_n})$ равен $X^Y Y^{\dots}$, где

$Y = i_1 * 3^{(n-j)} + a(3^{k_1-1} + 3^{k_2-1} + 3^{k_3-1} + \dots + 3^{k_i-1})$, причём k_1, k_2, \dots, k_i , - индексы отсутствующих аргументов V_i ;

a - характеристическое число порождающего полинома РСЛОС: $SS3(X^2+X+1)=X^a$; знак "*" и "+" в выражении для Y означает арифметическое умножение и сложение.

2. Сигнатурный синдром конъюнкции $\Phi_{i_1 i_2 \dots i_n}(V_1) * \Phi_{i_2 i_3 \dots i_n}(V_2) * \dots * \Phi_{i_n}(V_n)$ равен X^Y , где $Y = i_1 * 3^{(n-1)} + i_2 * 3^{(n-2)} + \dots + i_n$.

3. Умножение на константу 2 соответствует умножению на $X^Y - Y^{\dots}$, где $Y = (3^n - 1) / 2$.

4. $SS3(X^Y+1)=0$, где $Y = (3^n - 1) / 2$.

5. Если $SS3(X^Z+1)=X^t$, то $SS3(X^{3Z}+1)=X^{3t}$.

Для рассматриваемого примера предположим, что порождающий полином РСЛОС GF(3) равен X^2+X+2 . Определим соответствующую ему таблицу, аналогичную таблице логарифмов Зеча в поле GF(2) ($SS3(X^Z+1)=X^t$):

$Z=1, t=7; Z=2, t=3; Z=3, t=1*3=3; Z=5, t=2; Z=6, t=3*3_{\text{mod}8}=1; Z=7, t=6.$

Характеристическое число a полинома X^2+X+2 равна 4, поскольку $SS3(X^2+X+1)=X^4$.

Первый вариант аналитического расчёта $SS3[f(V1, V2)]$. Определим значения $\Phi_i(V_i)$ согласно первому свойству $SS3$:

$$\Phi_0(V_2) = X^4: y = (00)_3 + 4*(10)_3 = 4*3 = 12-8 = 4;$$

$$\Phi_1(V_2) = X^3: y = (01)_3 + 4*(10)_3 = 1+12 = 13-8 = 5;$$

$$\Phi_2(V_2) = X^2: y = (02)_3 + 4*(10)_3 = 2+12 = 14-8 = 6;$$

$$\Phi_0(V_1) = X^4: y = (00)_3 + 4*(01)_3 = 4;$$

$$\Phi_1(V_2) = X^7: y = (10)_3 + 4*(01)_3 = 3+4=7;$$

$$\Phi_2(V_2) = X^2: y = (20)_3 + 4*(01)_3 = 6+4 = 10-8 = 2;$$

$$SS3[f(V1, V2)] = X^4X^4+X^7X^4X^{-4}+X^5X^7+X^2X^{-4} = X^0+X^7+X^{12}+X^{-2} =$$

$$= X^7+X^6+X^4+1 = X^7+X^6 = X^6(X+1) = X^7X^6 = X^{13-8} = X^5.$$

Второй вариант аналитического расчёта $SS3[f(V1, V2)]$ основан на применении второго свойства $SS3$:

$$SS3[f(V1, V2)] = X^{(00)} + X^{(10)}*X^{-4}+X^{(11)}+X^2X^{-4} = X^0+X^{3-4}+X^4+X^{-2} =$$

$$= 1+X^{-1+8}+X^4+X^6 = X^7+X^6+X^4+1 = X^7+X^6 = X^7X^6 = X^{13-8} = X^5, \text{ (в дан-}$$

ном случае скобки в степени означают троичную систему счисления).

В таблице 3 представлена проверка полученного результата.

Таким образом, $SS3[f(V1, V2)] = X^5$.

В заключение отметим, что полученные результаты могут оказаться полезными при реализации компактного тестирования цифровых устройств. Таблица примитивных полиномов над полем $GF(3)$ (см. приложение) может найти применение при построении обобщённого кода Хэмминга [9] и кодирующих и декодирующих устройств, реализующих этот код.

Таблица 3 - Определение сигнатурного синдрома $SS3[f(V1, V2)]$

ГТП V1 V2	f(V1, V2)	РСЛОС ССА GF(3)	СТ ССА GF(3)
2 2	2	2 0	
2 1	2	2 2	
2 0	2	1 0	
1 2	0	0 1	
1 1	1	2 2	
1 0	2	1 0	
0 2	0	0 1	
0 1	0	1 2	
0 0	1	0 2	
		2 0	1
		2 2	2
		1 2	3
		0 1	4
		1 0	5

ЛИТЕРАТУРА

1. Дяченко О.Н., Герасимов А.Н. Компактное тестирование на основе многозначной логики // Информатика, кибернетика и вычислительная техника (ИКВТ-97). Сборник научных трудов Донецкого государственного технического университета. Выпуск 1 - Донецкий государственный технический университет. - Донецк, ДонГТУ, 1995. - С. 103-110.
2. Дяченко О.Н. Анализ сигнатурной тестируемости комбинационных схем // Автоматика и вычислительная техника. - 1990 - №5. - С. 85-89.
3. Дяченко О.Н., Тарасенко А.Н. Спектральный метод компактного тестирования в области сигнатурного анализа // Электрон. моделирование. - 1992. - 14, №6. - С. 60-65.
4. Столов Е.Л. Исчерпывающее тестирование программируемых логи-

- ческих матриц и сигнатурный анализ // А и Т. - 1993. - No3. - С. 160-164.
5. Патент України №6840, G06F 11/00. Сигнатурно синдромний аналізатор / Дяченко О.М. (Україна); Опубл. 31.03.95. - Бюл. No1.
 6. Гилл А. Линейные последовательностные машины. - М.:Наука, 1974.-288 с.
 7. Ярмолик В.Н. Контроль и диагностика цифровых узлов ЭВМ. - Мн.: Наука и техника, 1988. - 240 с.
 8. Поспелов Д.А. Логические методы анализа и синтеза схем. - М.: Энергия, 1968. - 228с.
 9. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки. - М.: Мир. 1986. - 576 с.

ПРИЛОЖЕНИЕ А

Примитивные полиномы над полем GF(3)

Степень полинома: n = 1 Показатель: e = 2
11

Степень полинома: n = 2 Показатель: e = 8
112 122

Степень полинома: n = 3 Показатель: e = 26
1021 1121 1201 1211

Степень полинома: n = 4 Показатель: e = 80
10012 10022 11002 11122 11222 12002 12112 12212

Степень полинома: n = 5 Показатель: e = 242
100021 100211 101011 101201 101221 102101 102211 110021 110101
110111 111011 111121 111211 112001 112111 112201 120001 120011
120221 121111 122021 122101

Степень полинома: n = 6 Показатель: e = 728
1000012 1000022 1001012 1002022 1010212 1010222 1011022 1011122
1012012 1012112 1020112 1020122 1021112 1022122 1100002 1101002
1101112 1101212 1102202 1110122 1110202 1111012 1111112 1111222

Степень полинома: n = 7 Показатель: e = 2186
10000121 10000201 10001011 10001111 10001201 10002211 10002221
10011101 10011211 10012001 10012111 10020121 10020221 10021001
10022021 10022101 10100011 10100201 10100221 10101101 10101211

Степень полинома: n = 8 Показатель: e = 6560
100001002 100002002 100011022 100011122 100011212 100012012
100012112 100012222 100020112 100020122 100021022 100022012
100100002 100100122 100101112 100102022 100102102 100110202
100110212 100112102

Степень полинома: n = 9 Показатель: e = 19682
1000002101 1000002211 1000002221 1000010101 1000010111 1000011011
1000011101 1000012111 1000020001 1000021211 1000022021 1000022201
1000100201 1000101211 1000101221 1000102121 1000110011 1000110101
1000110121 1000111001 1000111111

Степень полинома: n = 10 Показатель: e = 59048
10000001012 10000002022 10000011202 10000012202 10000020112
10000020122 10000021112 10000022122 10000101212 10000102012
10000110202 10000112002 10000112222 10000120102 10000120112
10000120222 10000121012 10000122112 10000122202 10000201022
10000202222

Степень полинома: n = 11 Показатель: e = 177146
100000000121 100000000201 100000001221 100000002001 100000010111
100000011121 100000012121 100000020221 100000021211 100000022011
100000022021 100000022101 100000022201 100000100221 100000101101
100000101221 100000110011 100000110121 100000110211 100000111001
100000111201 100000112111 100000120111 100000121021 100000121101

Степень полинома: n = 12 Показатель: e = 531440
1000000021222 1000000022212 1000000100012 1000000102102 1000000110212
1000000120022 1000000200022 1000000201102 1000000210222 1000000220012
1000001001122 1000001002112 1000001010112 1000001010122 1000001100202
1000001100212 1000001101222 1000001110102 1000001112112 1000001121002