УДК 681.326.7

АППАРАТУРНЫЕ ЗАТРАТЫ ПРИ ГРУППОВОМ КОНТРОЛЕ В ДИСКРЕТНОМ УСТРОЙСТВЕ

Г.П. Аксенова
Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН
Россия, 117997, Москва, Профсоюзная ул., 65
E-mail: aksenova@ipu.ru

Ключевые слова: дискретное устройство, тестирование, сигнатурный анализатор, локализация неисправностей, контрольная точка.

Аннотация: Рассматривается множество контрольных точек в дискретном устройстве. Их контроль организован по группам при помощи сигнатурного анализатора. Решается задача локализации неисправности любой кратности, находящейся в одной или в разных группах. Для этого дополнительно строятся различные разбиения множества контрольных точек, в которых организован такой же групповой контроль. Дан алгоритм построения дополнительных разбиений. Решается вопрос минимизации требуемой для этого контролирующей аппаратуры.

1. Введение

Проектирование отказоустойчивых систем опирается на широкое использование в них диагностирования с целью определения технического состояния объекта и указания места неисправных компонент. В режиме диагностирования исходный объект приводится к контролепригодному виду, т.е. в нем проводится декомпозиция, в результате чего он распадается на блоки (подсхемы), имеющие управляемые входы (на которые будет подаваться тестовая последовательность) и наблюдаемые выходы (контрольные точки), с которых снимается тестовая реакция. В качестве аппаратуры, анализирующей тестовую реакцию, обычно используют сигнатурные анализаторы (СА), одноканальные (одновходовые) и многоканальные (многовходовые) [1]. СА преобразует длинную выходную реакцию, получаемую с контрольных точек, в короткое ключевое слово – сигнатуру. Полученная сигнатура сравнивается с эталонной; на основании сравнения вырабатывается сигнал “0” (правильно) или “1” (неправильно).

Одноканальный СА анализирует реакцию, снимаемую только с одной контрольной точки тестируемого устройства. Так как контрольных точек обычно достаточно много, то выгоднее применять многоканальный СА, который, имея такой же объем аппаратуры, что и одноканальный СА, может анализировать реакцию сразу n контрольных точек, где n – число входов (разрядов) в СА. Для задачи проверки исправности объекта в целом использование многоканального СА имеет преимущество по аппаратурным затратам. Однако если надо указать, какая именно контрольная точка неисправна, то это невозможно сделать даже для одиночной неисправности. Отсюда возникает задача: как в случае использования многоканальных СА при неисправности любой кратности найти (локализовать) неисправную контрольную точку, причем с меньшими аппаратурными затратами, чем при использовании одноканальных СА.

Решению этой задачи посвящены работы автора [2, 3], где был предложен матричный метод локализации одиночной неисправности, а затем метод расширен на класс двух- и трехкратных неисправностей. Вопрос о локализации неисправностей большей кратности остался открытым, так как при этом геометрическое представление в матрице теряет наглядность, что затрудняет делать какие-нибудь выводы. В данном докладе этот вопрос рассматривается на языке теории множеств.

2. Постановка задачи

Дано: множество контрольных точек (к.т.), которое обозначим через M. Каждая к.т. подсоединяется к одному из входов какого-нибудь многоканального СА. Для всего множества потребуется $\{M\}/n$ СА, где $\{M\}$ – мощность множества к.т., n – длина СА (число его входов), $n \geq 16$. Пока (для простоты) будем считать, что $\{M\}$ кратно n. СА будем обозначать индексами из букв алфавита: $СА_A$, $СА_B$, $СА_C$, …

В результате такого подключения множество M разобьется на непересекающиеся подмножества, которые запишем в следующем виде:

$$
\begin{aligned}
&A = \{a_1, a_2, \ldots, a_n\},\\
(1)\qquad &B = \{b_1, b_2, \ldots, b_n\},\\
&C = \{c_1, c_2, \ldots, c_n\},\\
&\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots
\end{aligned}
$$

Здесь подмножества обозначены индексами подключенных к ним СА, а элементами этих подмножеств являются к.т. Контроль, организованный таким образом, будем называть групповым.

Объект исправен, если ни один СА не зафиксировал неисправность. Объект неисправен, если хотя бы один СА зафиксировал неисправность, однако при этом нельзя указать, какая именно к.т. неисправна. Групповой контроль определяет (локализует) неисправность только с точностью до подмножества.

Требуется: усовершенствовать групповой контроль так, чтобы с минимальными дополнительными аппаратурными затратами локализовать неисправные элементы во множестве M.

3. Локализация одиночных неисправностей

Сначала (для простоты) рассмотрим квадратное разбиение ($n \times n$) множества M, в котором число подмножеств равно числу элементов n в подмножестве. Пусть неисправность зафиксировал один СА, например $СА_B$. Значит, неисправный элемент находится в подмножестве B. Следовательно, все элементы остальных подмножеств исправны. И если взять какой-нибудь элемент из подмножества B, например b_i, и проверить его в составе исправных элементов, взятых из других подмножеств, с помощью добавочного СА, то можно определить техническое состояние b_i, а именно: если СА не зафиксирует неисправность, значит, b_i исправен; в противном случае b_i неисправен.

Так как подмножество B содержит n элементов, то описанную процедуру надо провести для каждого элемента $b_1, \ldots, b_i, \ldots, b_n$. Будем брать в дополнительное подмножество для каждого элемента b_i по одному элементу из подмножеств $A, C, D, \ldots$ исходного разбиения. В результате получится n дополнительных подмножеств. Они образуют другое разбиение множества M, которое назовем первым дополнительным разбиением $\Delta 1$. Подмножества, входящие в $\Delta 1$, будем обозначать как $\Delta 1_1, \ldots, \Delta 1_i, \ldots, \Delta 1_n$.

Пример 1. Если в подмножество $\Delta 1_i$, i=1, …, n набирать из подмножеств *A, B, C,…* элементы с одинаковыми индексами, то получим разбиение Δ1:

(2)
$$\Delta 1_1 = \{a_1, b_1, c_1, \dots\},$$
$$\Delta 1_2 = \{a_2, b_2, c_2, \dots\},$$
$$\Delta 1_3 = \{a_3, b_3, c_3, \dots\},$$
$$\dots\dots\dots\dots$$

Это разбиение в матричном представлении интерпретируется как столбцы (если исходное разбиение (1) интерпретировать как строки). ■

С учетом того, что одиночная неисправность может находиться в любом месте множества *M*, т.е. в любом подмножестве исходного разбиения (1), ту же процедуру следует провести для каждого элемента каждого подмножества *A, B, C,* …

Однако если при построении дополнительного разбиения Δ1 для одного исходного подмножества (выше строилось для подмножества *B*) следовать определенным принципам, то Δ1 будет служить дополнительным разбиением для любого элемента множества *M*. Принципы отбора элементов в дополнительное подмножество разработаны в работе автора [4]. Заметим, что при такой организации группового контроля аппаратурные затраты увеличиваются вдвое по сравнению с контролем по одному разбиению.

4. Локализация двукратных неисправностей

В случае двукратных неисправностей при контроле исходного разбиения зафиксируют неисправность один или два СА, в зависимости от расположения неисправных элементов. Если оба неисправных элемента находятся в одном неисправном исходном подмножестве, значит, все остальные подмножества исправны, их элементы можно использовать для построения дополнительных подмножеств так же, как и при одиночной неисправности, и неисправные элементы будут локализованы при одном дополнительном разбиении Δ1.

Если же неисправные элементы находятся в разных подмножествах исходного разбиения, то при контроле будут зафиксированы неисправными два подмножества. Рассмотрим одно из них. Чтобы проверить, какие элементы в нем исправны, а какие нет, надо для каждого его элемента построить дополнительное подмножество из заведомо исправных элементов. Но этого сделать нельзя, потому что неизвестно, где находится вторая неисправность. Тогда построим для каждого элемента неисправного исходного подмножества не одно, а два дополнительных подмножества, не пересекающихся друг с другом (кроме исходного элемента). Если в первое дополнительное подмножество попал второй неисправный элемент, то во второе – уж точно нет. Это означает, что каждый элемент будет проверен хотя бы один раз в подмножестве с исправными соседями: если оба дополнительных подмножества, куда входит элемент, будут зафиксированы неисправными, то, значит, виноват сам элемент, он неисправен; если хотя бы одно из этих подмножеств будет зафиксировано исправным, то элемент исправен.

Как строить второе дополнительное подмножество $\Delta 2_e$, показано тоже в [4]. Для примера 1 оно будет выглядеть так:

$$\Delta 2_1 = \{a_1, b_2, c_3, d_4, e_5, \dots\},$$
$$\Delta 2_2 = \{a_2, b_3, c_4, d_5, e_6, \dots\},$$
$$\Delta 2_3 = \{a_3, b_4, c_5, d_6, e_7, \dots\},$$
$$\dots\dots\dots\dots$$

Полученные разбиения в матричном представлении интерпретируются как диагонали.

5. Локализация неисправностей кратности $p \geq 2$

Из предыдущего раздела становится ясно, как локализовать неисправность произвольной кратности $p \geq 2$. Для этого надо для каждого элемента построить p непересекающихся дополнительных подмножеств. Тогда каждый элемент будет проверяться в (p+1) подмножествах (исходном и p дополнительных). Если элемент неисправен, то все (p+1) подмножеств будут зафиксированы неисправными (из-за этого элемента). Если элемент исправен, то при p-кратной неисправности могут быть зафиксированы неисправными p подмножеств, а одно уж точно будет исправно.

В [4] сформулированы необходимые и достаточные условия локализации неисправности любой кратности при помощи группового контроля. Там же предлагается алгоритм построения дополнительных разбиений, названный алгоритм сдвига индексов (АСИ), заключающийся в том, что в следующем разбиении подбираются элементы, имеющие индекс больший, чем были в предыдущем разбиении, на некоторую величину; выведена для этой величины формула. Например, все разбиения, построенные по алгоритму АСИ для множества M(7×7), выглядят так:

Δ1	Δ2	Δ3	Δ4
$a_1b_1c_1d_1e_1f_1g_1$	$a_1b_2c_3d_4e_5f_6g_7$	$a_1b_3c_5d_7e_2f_4g_6$	$a_1b_4c_7d_3e_6f_2g_5$
$a_2b_2c_2d_2e_2f_2g_2$	$a_2b_3c_4d_5e_6f_7g_1$	$a_2b_4c_6d_1e_3f_5g_7$	$a_2b_5c_1d_4e_7f_3g_6$
$a_3b_3c_3d_3e_3f_3g_3$	$a_3b_4c_5d_6e_7f_1g_2$	$a_3b_5c_7d_2e_4f_6g_1$	$a_3b_6c_2d_5e_1f_4g_7$
$a_4b_4c_4d_4e_4f_4g_4$	$a_4b_5c_6d_7e_1f_2g_3$	$a_4b_6c_1d_3e_5f_7g_2$	$a_4b_7c_3d_6e_2f_5g_1$
$a_5b_5c_5d_5e_5f_5g_5$	$a_5b_6c_7d_1e_2f_3g_4$	$a_5b_7c_2d_4e_6f_1g_3$	$a_5b_1c_4d_7e_3f_6g_2$
$a_6b_6c_6d_6e_6f_6g_6$	$a_6b_7c_1d_2e_3f_4g_5$	$a_6b_1c_3d_5e_7f_2g_4$	$a_6b_2c_5d_1e_4f_7g_3$
$a_7b_7c_7d_7e_7f_7g_7$	$a_7b_1c_2d_3e_4f_5g_6$	$a_7b_2c_4d_6e_1f_3g_5$	$a_7b_3c_6d_2e_5f_1g_4$

Δ5	Δ6	Δ7
$a_1b_5c_2d_6e_3f_7g_4$	$a_1b_6c_4d_2e_7f_5g_3$	$a_1b_7c_6d_5e_4f_3g_2$
$a_2b_6c_3d_7e_4f_1g_5$	$a_2b_7c_5d_3e_1f_6g_4$	$a_2b_1c_7d_6e_5f_4g_3$
$a_3b_7c_4d_1e_5f_2g_6$	$a_3b_1c_6d_4e_4f_7g_5$	$a_3b_2c_1d_7e_6f_5g_4$
$a_4b_1c_5d_2e_6f_3g_7$	$a_4b_2c_7d_5e_3f_1g_6$	$a_4b_3c_2d_1e_7f_6g_5$
$a_5b_2c_6d_3e_7f_4g_1$	$a_5b_3c_1d_6e_4f_2g_7$	$a_5b_4c_3d_2e_1f_7g_6$
$a_6b_3c_7d_4e_1f_5g_2$	$a_6b_4c_2d_7e_5f_3g_1$	$a_6b_5c_4d_3e_2f_1g_7$
$a_7b_4c_1d_5e_2f_6g_3$	$a_7b_5c_3d_1e_6f_4g_2$	$a_7b_6c_5d_4e_3f_2g_1$

Теорема. *Групповой контроль, проведенный одновременно в исходном и p дополнительных разбиениях, локализует во множестве M неисправность любой кратности, не большей p. Если все подмножества, куда входит элемент, зафиксированы неисправными, то элемент неисправен. Если хотя бы одно из этих подмножеств исправно, то элемент исправен.*

6. Аппаратурные затраты на групповой контроль

По алгоритму АСИ можно построить только n разбиений. А больше и не следует строить, потому что не получится выигрыш в контролирующей аппаратуре (в аппаратуре СА). Напомним, что n – это число разрядов (триггеров) в СА. При контроле элементов в составе исходного разбиения на 1 элемент тратится 1 триггер СА и неисправность локализуется с точностью до группы; при контроле элементов в составе двух разбиений (исходном и одном дополнительном) на 1 элемент тратится 2 триггера из двух разных СА и локализуется одиночная неисправность; при контроле элементов в составе исходного и p дополнительных разбиений на 1 элемент тратится (p+1) триггеров из разных СА и локализуется p-кратная неисправность. А вот при контроле в составе n разбиений на 1 элемент тратится n триггеров из разных СА, т.е. как и в случае индивидуального контроля, когда в каждой контрольной точке используется свой одноканальный СА. Таким образом, при групповом контроле получается выигрыш в аппаратуре по сравнению с индивидуальным контролем тогда, когда для элемента строится не более чем (n–1) дополнительных разбиений. Если же требуется локализовать во множестве M неисправность кратности, большей n, то тогда следует увеличить саму длину СА до нужного значения.

При индивидуальном контроле для локализации неисправности любой кратности в множестве $M(n \times n)$ общие затраты на аппаратуру при n-разрядном СА составляют $(n \times n \times n) = n^3$ триггеров. Для локализации одиночной неисправности групповым контролем на СА потребуется $2(n \times n) = 2n^2$ триггеров. Напомним, что СА имеет самую высокую достоверность при $n \geq 16$. Следовательно, при $n = 20$ затраты на аппаратуру при групповом контроле на порядок будут ниже ($^{n^3}/_{2n^2} = {}^{n}/_{2} = 10$), чем при индивидуальном. По отношению к кратным неисправностям затраты на СА зависят от кратности p и составляют $(p+1)n^2$ триггеров; по сравнению с индивидуальным контролем это в $^{n}/_{(p+1)}$ раз меньше.

7. Заключение

В работе решена задача локализации неисправностей любой кратности в дискретном устройстве, представленном множеством своих контрольных точек. Это сделано за счет повышения «размерности» проверки элементов множества, т.е. увеличения числа подмножеств, в составе которых каждый элемент одновременно проверяется. Такая организация проверки элементов названа групповым контролем. Найдены необходимые и достаточные условия локализации неисправности любой кратности при групповом контроле. Дан алгоритм построения дополнительных подмножеств для проверки элементов, так чтобы число подмножеств было минимально и чтобы в них проверялся каждый элемент из множества контрольных точек.

Предложенный групповой контроль обеспечивает сокращение аппаратурных затрат на локализацию неисправностей по сравнению с индивидуальным контролем: для одиночных неисправностей на порядок или больше (в зависимости от выбранной длины сигнатурного анализатора), для кратных неисправностей - в зависимости от кратности. И лишь при кратности (n-1), где n - длина сигнатурного анализатора, объемы затрат совпадают. Поставленная в статье задача решена.

Список литературы

1. Ярмолик В.Н. Контроль и диагностика цифровых узлов ЭВМ. Минск: Наука и техника, 1988.
2. Aksenova G.P. A Matrix Method for PLD Failure Localization // Automation and Remote Control. 2013. Vol. 74, No. 9. P. 1525-1529.
3. Aksenova G.P. Increasing Resolvability for the Matrix Fault Localization Method // Automation and Remote Control. 2016. Vol. 77, No. 8. P. 1447-1452.
4. Aksenova G.P. Localization of Multiple Faults with Group Control on a Discrete Device // Automation and Remote Control. 2017. Vol. 78, No. 12. P. 2194-2203.