РАСПРЕДЕЛЕННАЯ ОБРАБОТКА ИНФОРМАЦИИ
(Вычислительные системы)

1984 год Выпуск I05

УДК 681.324:681.3-192

САМОДИАГНОСТИКА БЕЗ РЕМОНТА ДЛЯ МОДУЛЬНЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ С НЕСИММЕТРИЧНЫМИ ОЦЕНКАМИ

Ю.К.Димитриев

I. Введение

Пусть задано множество независимых модулей, соединенных между собой так, что каждый модуль имеет доступ к подмножеству других (соседних) модулей с целью их тестирования. Функциональные характеристики каждого модуля таковы, что он в состоянии выполнить тест по проверке соседних модулей и оценить их техническое состояние (исправен/неисправен). Задача состоит в том, чтобы по заданной совокупности результатов тестирования определить неисправные модули при условии, что оценка состояния соседних модулей, проводимая отказавшим модулем, недостоверна (так же, как оценка состояния модуля, в котором произошел сбой), даже если проверяющий модуль исправен. В литературе эта задача известна как задача самодиагностики вычислительной системы (ВС) при произвольных неисправностях [I]. Данная задача решается при условии, что известно максимальное количество отказавших модулей и модулей, в которых имеет место сбой (кратность неисправностей).

В [I] рассмотрено решение данной задачи при следующем предположении относительно оценок, даваемых тестирующим неисправным модулем: неисправный тестирующий модуль может оценить тестируемый и как исправный, и как неисправный независимо от его фактического состояния. Подобную оценку можно назвать симметричной (относительно фактического состояния тестируемого модуля).

В [2] изучена самодиагностика ВС для одного вида неисправностей – отказов – при более реалистическом предположении о результатах тестирования, выполняемого отказавшим модулем: неиcправность отказавшего модуля не может быть не замечена тестирующим модулем, даже если он сам отказал. Такую оценку назовем несимметричной. В данной работе делается попытка установить условия самодиагностируемости ВС с несимметричными оценками для случая не только отказов, но и сбоев. Важность решения этой задачи связана с тем, что ВС с несимметричными оценками имеют по отказам значительно более высокое значение кратности неисправностей, чем ВС с симметричными оценками. Увеличение кратности неисправностей повышает живучесть ВС [3].

Возможность практического использования самодиагностики ВС на основе взаимотестирования ее модулей во многом определяется сложностью алгоритмов идентификации технического состояния ВС. В работе сравнивается сложность двух подобных алгоритмов.

2. Модель ВС и исходные условия

Диагностической моделью ВС является орграф $G = (V, E)$, в котором множество вершин $V = \{1,2,\dots,i,\dots,N\}$ представляет модули системы, а множество дуг E - тесты над ними. Для $i,j \in V$ дуга (i,j) из i в j существует, если и только если модуль i может проверить модуль j. Предполагается, что для всякого $i \in V$ справедливо $(i,i) \notin E$, т.е. модули ВС не самотестируемы. С целью упрощения изложения для обозначения модулей и тестов ВС используются соответствующие символы представляющего ВС графа G.

С каждым $i \in V$ и $V_1 \subset V$ связываем следующие множества:

$$\Gamma(i) = \{j \in V \mid (i,j) \in E\},$$

$$\Gamma^{-1}(i)=\{j \in V \mid (j,i) \in E\},$$

$$B(V_1) = \cup_{i \in V_1} \Gamma^{-1}(i),$$

$$D(V_1) = \cup_{i \in V_1} \Gamma(i),$$

$$\Gamma(V_1) = D(V_1) - V_1,$$

$$\Gamma^{-1}(V_1)=B(V_1) - V_1.$$

Исполнение теста (i,j) сопровождается оценкой модулем i состояния модуля j. Эта оценка отображается в вес дуги (i,j) графа: $a(i,j) = 0$, если модуль i считает модуль j неисправным; иначе $a(i,j) = 1$. Упорядоченное множество значений двоичных оценок, определенное на всех элементах E, составляет синдром состояния ВС. Синдром, например σ_1, называем подсиндромом синдрома σ_2, если из $a(i,j) = 1$ для σ_1 следует, что $a(i,j) = 1$ для σ_2. Состояние ВС определяется перечислением неисправных модулей, одновременно присутствующих в системе. Совокупность F таких модулей составляет образ неисправностей ВС.

Таблица

i	j		
	исправен	отказал	сбоит
исправен	0	I	0 или I
отказал	0 или I	I	0 или I
сбоит	0 или I	I	0 или I

Каждый модуль ВС может быть либо исправным, либо находиться в состоянии отказа, либо находиться в состоянии сбоя. В таблице приведены результаты оценки состояния проверяемого модуля j в зависимости от фактического состояния проверяющего модуля i. Выделенная часть таблицы соответствует модели, описанной в [2].

Неоднозначность оценок, производимых неисправными модулями, приводит к тому, что образ неисправностей порождает несколько различных синдромов и обратно, синдром совместен с несколькими образами неисправностей.

Задача самодиагностики состоит в идентификации полного образа неисправностей по заданному синдрому (самодиагностика без ремонта).

Каждый образ неисправностей может порождать значительное число синдромов. Поэтому общепринятым является ограничение максимального числа модулей ВС, которые одновременно могут быть неисправными, значением t, $t \le N$, называемым кратностью неисправностей. ВС с неисправностями одного вида называем t_0-диагностируемыми (t_C-диагностируемыми), если они допускают только отказы (сбои) с кратностью t_0 (t_C). Если ВС допускают неисправности обоих видов, то кратность неисправностей задают по каждому из них. В соответствии с [I], задаем t_{CO} - кратность неисправностей любого вида (отказов и сбоев вместе) и t_C - кратность по сбоям. Когда говорят о t_{CO}/t_C -диагностируемой ВС, считается, что мощность любого ее образа неисправностей не превышает значения t_{CO}, а количество сбоящих модулей в общем числе t_{CO} не превосходит величины t_C; $0 \le t_C \le t_{CO}$. Образы неисправностей, удовлетворяющие заданным ограничениям на t_{CO} и t_C, называются допустимыми.

Особенность ВС, в которой могут быть модули со сбоями, состоит в том, что исправный модуль всегда верно оценивает состояние другого исправного модуля, но может неверно оценить состояние модуля со сбоем (если неисправность последнего не проявляется во время теста над ним). Из-за отсутствия методов генерации тестов для выявления сбоев на практике для обнаружения сбоев применяется многократное выполнение тестов, рассчитанных для обнаружения отказов. Результатом многократного тестирования является проявление неисправности модуля, в котором произошел сбой. Для описания процесса тестирования вводятся понятия обновленного и конечного синдромов. Синдром ВС обновляется после каждого очередного выполнения множества E тестов. В обновленном синдроме $a(i,j) = 1$, если и только если модуль i оценил модуль j как неисправный в одном из выполненных над ним тестов; в противном случае $a(i,j) = 0$. Конечным назовем обновленный синдром, который совместен с образом неисправностей, содержащим только отказы. Обновленный синдром является подсиндромом некоторого конечного синдрома и, возможно, даже не единственного. Например, если $F_1 \subset F_2$, то обновленный синдром при состоянии ВС, соответствующем F_2, может совпасть с конечным синдромом для F_1, если в модулях из $F_2 - F_1$ происходят сбои, которые не проявились при проверке ВС. В таком случае состояние ВС определится не полностью, хотя и правильно в том смысле, что все модули, идентифицированные как неисправные, являются и фактически неисправными. С другой стороны, если обновленный синдром для F_2 является конечным для некоторого $F_3 \not\subseteq F_2$, то фактически исправные модули из $F_3 - F_2$ будут идентифицированы как неисправные, т.е. состояние ВС определится неверно. Ниже изучаются ВС, состояние которых определяется в худшем случае неполностью, но никогда не определяется неверно.

Итак, тестирование ВС заканчивается, когда обновленный синдром является конечным.

3. Необходимые и достаточные условия

В данном разделе доказывается теорема, устанавливающая условия t_{CO}/t_C-диагностируемости без ремонта для ВС с несимметричными оценками.

ТЕОРЕМА 1. ВС t_{CO}/t_C-д и а г н о с т и р у е м а б е з р е м о н т а, е с л и и т о л ь к о е с л и д л я всяких F_1, F_2, $|F_1| \le t_{CO}$, $|F_2| \le t_{CO}$, таких, что $F_1 \cap F_2 = \emptyset$, выполняется хотя бы одно из следующих условий:

c1: $B(F_1) \not\subseteq F_2$ и $B(F_2) \subseteq F_1$,

c2: пусть F^*_k, $k = 1,2$, такое,что $F^*_k = \{i | i \in F_k$, $\Gamma^{-1}(i) \cap F_k \ne \emptyset\}$. Тогда $|\Gamma(V-F_1-F_2) \cap F_k \cup F^*_k| > t_C$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО необходимости. Предположим обратное, т.е. что условия cI и c2 не выполняются для некоторых F_1 и F_2, $|F_1| \le t_{CO}$, $|F_2| \le t_{CO}$, при $F_1 \cap F_2 = \emptyset$, но ВС является t_{CO}/t_C-диагностируемой без ремонта.

Случай I. Пусть условие cI не выполняется ни для F_1,ни для F_2, т.е. $B(F_1) \subset F_2$ и $B(F_2) \subset F_1$. Тогда $\Gamma(V-F_1-F_2) \cap F_k \cup F^*_k = \emptyset$, $k = 1,2$,и условие c2 также не выполняется ни для F_1,ни для F_2. В общем случае $V-F_1-F_2 \ne \emptyset$, $D(F_1) \cap (V-F_1-F_2) \ne \emptyset$ и $D(F_2) \cap \cap (V-F_1-F_2) \ne \emptyset$. Предположим, что имеет место образ неисправностей F_1. В соответствии с таблицей значений оценок образ неисправностей F_1 может породить синдром σ_1, в котором для всяких $i \in F_1$, $j \in F_2$, $k,l \in V-F_1-F_2$ имеем: $a(k,l) = 0$, $a(j,k) = 0$, $a(j,i) = 1$. Предположим, что $a(i,j) = 1$ и $a(i,l) = 0$, что совместно с F_1.Подобный синдром совместен также с F_2 и,следовательно, $\sigma_1 \equiv \sigma_2$, т.е. F_1 и F_2 неразличимы, что противоречит исходному предположению и ВС не t_{CO}/t_C-диагностируема.

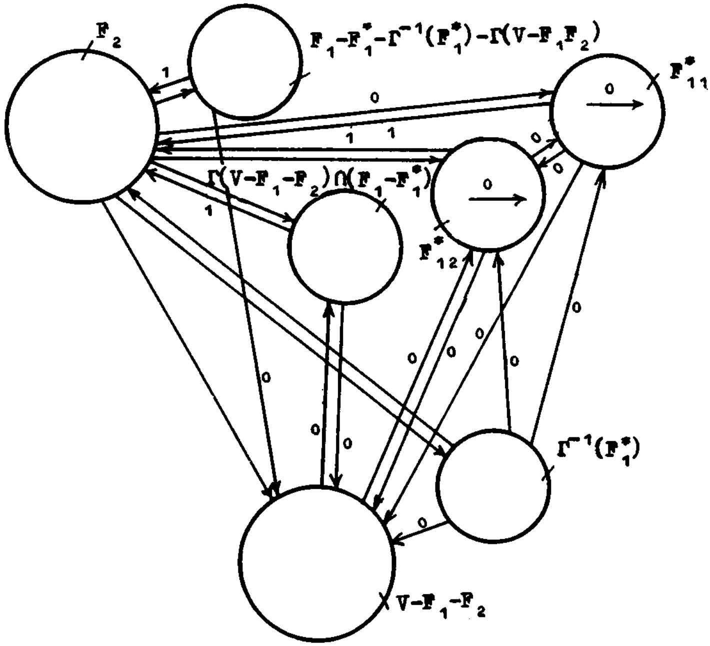
Случай 2. Пусть условие cI выполняется лишь для одного из образов неисправностей, например, для F_1, а условие c2 не выполняется для F_1. Тогда $B(F_2) \subset F_1$,откуда $\Gamma(V-F_1-F_2) \cap F_2 = \emptyset$ и $F^*_2 = \emptyset$, т.е. условие c2 для F_2 также не выполняется.

Из условия cI для F_1 имеем $B(F_1) \cap (V-F_2) \ne \emptyset$ и $\Gamma(V-F_1-F_2) \subseteq F_1$, а из условия c2 для F_1 имеем $|\Gamma(V-F_1-F_2) \cup F^*_1| < t_C$. Образуемое при этом разбиение множества V показано на рисунке.

Из определения F^*_1 следует, что

$$\forall i \in (F_1 - F^*_1)\{\Gamma^{-1}(i) \cap F_1 = \emptyset\}. \tag{1}$$

Предположим, что $\Gamma(V-F_1-F_2) \cup F^*_1$ - множество сбоящих модулей. Из (I) следует, что при этом отсутствуют дуги, заходящие в вершины, соответствующие отказавшим модулям из F_1. В описанном случае F_1 может породить обновленный синдром, элементы которого указаны на рисунке. Такой синдром является конечным и идентифицирует в качестве неисправных фактически исправные модули из F_2, т.е. ВС опять не является t_{CO}/t_C-диагностируемой без ремонта.



Докажем достаточность. Допустим теперь, что для любых F_1 и F_2 при $F_1 \cap F_2=\emptyset$ выполняется условие cI или c2, но ВС не является t_{CO}/t_C-диагностируемой. Это означает, что либо а) в качестве неисправных идентифицируются фактически исправные модули, либо б) некоторые неисправные модули из $F_1(F_2)$ не могут быть идентифицированы.

Случай I. Для F_1 и F_2, $|F_1| \le t_{CO}$, $|F_2| \le t_{CO}$, $F_1 \cap F_2=\emptyset$ и выполняется условие cI.

Если имеет место "а", то конечные синдромы F_1 и F_2 совпадают: $\sigma_1 \equiv \sigma_2$. Обозначим $R_k = B(F_k) \cap F_k \cup B(F_k) \cap (V - F_1 - F_2)$, где k = I,2. Если $\sigma_1 \equiv \sigma_2$, то $a(i_1,j_1) = a(i_2, j_2) = 1$ для $i_1 \in R_1$, $i_2 \in R_2$, $j_1 \in F_1$, $j_2 \in F_2$ в некотором обновленном синдроме. Но если F_2 не есть множество неисправных модулей ВС, то $a(i_2, j_2) = 0$ для любого обновленного синдрома, включая конечный. Таким образом, $\sigma_1 \not\equiv \sigma_2$ и фактически исправные модули не могут быть идентифицированы как неисправные.

<u>Случай 2</u>. Предположим, что для некоторых F_1 и F_2, удовлетворяющих требованиям теоремы, условие cI не выполняется, а условие c2 выполняется, например, для F_1. Пусть F_1 – множество неисправных модулей ВС. Тогда $\Gamma(V-F_1-F_2) \subset F_1$ и по условию c2 имеем $|\Gamma(V-F_1-F_2) \cup F_1^*| > t_C$, откуда $|F_1| > t_C$. Следовательно, существует $i \in F_1$, для которого $\Gamma^{-1}(i) \cap (V-F_2) \neq 0$, и при этом i – отказавший модуль. Неисправность i проявляется при первом же тесте над ним из некоторого модуля j независимо от того, является ли j отказавшим, сбоящим или исправным. Вместе с тем, если в ВС имеет место F_2, то $i, j \in (V-F_2)$ и $a(i,j) = 0$ для любого обновленного синдрома, включая конечные. Следовательно, $\sigma_1 \not\equiv \sigma_2$ и ВС t_{CO}/t_C-диагностируема.

Покажем теперь, что ВС диагностируема без ремонта. Предположим обратное, т.е. что для некоторого F_1, $|F_1| \leq t_{CO}$, существует такой $F_2 \neq F_1$, $|F_2| \leq t_{CO}$, что конечные синдромы F_1 и F_2 совпадают: $\sigma_1 \equiv \sigma_2$. Из доказанного выше свойства "а" (см. с.2I) следует, что $F_2 - (F_1 \cap F_2) = \emptyset$, т.е. $F_2 \subset F_1$. Обозначим $F_3 = F_1 - (F_1 \cap F_2)$. Очевидно, что $F_3 \cap F_2 = \emptyset$ и $|F_3| < t_{CO}$, $|F_2| < t_{CO}$, т.е. для F_2 и F_3 выполняется условие cI или c2. Следовательно, $\sigma_3 \not\equiv \sigma_2$. Отсюда также $\sigma_1 \not\equiv \sigma_2$, что и доказывает диагностируемость ВС без ремонта. Теорема доказана.

Из проведенного доказательства легко устанавливается, что если отказы ВС недопустимы, т.е. ВС является $0/t_C$-диагностируемой без ремонта, то имеет место

СЛЕДСТВИЕ I. У с л о в и е cI т е о р е м ы I я в л я е т с я н е о б х о д и м ы м и д о с т а т о ч н ы м у с л о в и е м $0/t_C$-д и а г н о с т и р у е м о с т и ВС б е з р е м о н т а.

Таким образом, для ВС с несимметричными оценками условия диагностируемости без ремонта в присутствии только сбоев совпадают с аналогичными условиями, полученными в [4] для ВС с симметричными оценками.

Далее, отказы можно рассматривать как частный случай сбоев, а именно как сбои, которые обнаруживаются при первом же тесте над соответствующими модулями. Поэтому если для ВС сбои недопустимы (т.е. ВС является $t_{CO}/0$-диагностируемой без ремонта), то на основе теоремы I легко устанавливается

СЛЕДСТВИЕ 2. Условие с2 теоремы I является необходимым и достаточным условием $t_{CO}/0$-диагностируемости ВС без ремонта.

Так как $|\Gamma(V-F_1-F_2) \cap F_1 \cup F_1^*| > 0$ $(|\Gamma(V-F_1-F_2) \cap F_2 \cup F_2^*| > 0)$ влечет $B(F_1) \nsubseteq F_2 (B(F_1) \nsubseteq F_1)$, то условие диагностируемости ВС в присутствии отказов можно также записать в виде следствия.

СЛЕДСТВИЕ 3. ВС $t_{CO}/0$-диагностируема без ремонта, если и только если для всяких F_1 и F_2, $|F_1| \le t_{CO}$, $|F_2| \le t_{CO}$, таких, что $F_1 \cap F_2 = \emptyset$, выполняется $B(F_1) \nsubseteq F_2$ и/или $B(F_2) \nsubseteq F_1$.

Имеется достаточно обширная литература по ВС с симметричными оценками, в которой рассматривается только один вид неисправностей – отказы. В связи с этим имеет смысл рассматривать кратность неисправностей по отказам (t_0) как параметр ВС. Связь между $t_0/0$-диагностируемыми без ремонта и t_{CO}/t_C-диагностируемыми без ремонта ВС ($t_C > 0$) устанавливает.

ТЕОРЕМА 2. Любая $t_0/0$-диагностируемая без ремонта ВС является $t_{CO}/(t_{CO}-1)$-диагностируемой без ремонта при $t_{CO} = t_0$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО данной теоремы не приводится в связи с ограничениями на объем статьи.

В [2] показано, что существуют ВС с несимметричными оценками t_0-диагностируемые без ремонта при $t_0 = N-2$, где N – общее число модулей ВС. Следовательно, существуют ВС, которые являются также $(N-2)/(N-3)$-диагностируемыми без ремонта. Для ВС с симметричными оценками в [I] установлено, что t_0-диагностируемые без ремонта ВС являются t'_{CO}/t_C-диагностируемыми без ремонта при $\lfloor 2t_0/3 \rfloor < t'_{CO} \le t_0$ и $t_C \ge 2(t_0 - t'_{CO})$, причем $t_0 \le \lfloor (N-1)/2 \rfloor$.

Итак, кратность любых неисправностей для ВС с несимметричными оценками значительно выше, чем для ВС с симметричными оценками при одном и том же числе N модулей ВС.

3. Алгоритмы самодиагностики

I. При практическом использовании условий самодиагностики, установленных теоремой I, определение состояния ВС предполагает использование словаря неисправностей. Словарь представляет собой множество пар: конечный синдром - порождающий образ неисправностей. Состояние ВС определяется в результате сравнения полученного обновленного синдрома со значениями конечных синдромов словаря. Обращение к словарю осуществляется после каждого очередного обновления синдрома. Обращение к словарю лишь после завершения такого числа S тестов над системой, которое достаточно для проявления любой неисправности ВС, может повлечь неоправданно большие задержки в определении состояния ВС, если конечный синдром получен при числе тестов $s < S$.

Длина L словаря быстро растет с увеличением кратности неисправностей и числа N модулей ВС. Для рассматриваемой нами модели $L = \sum_{k=1}^{t} \binom{N}{k}$. Если синдром содержит $|E| = N \cdot t_{CO}$ двоичных элементов, то сложность операции идентификации образа неисправностей по полученному обновленному синдрому составит $C_1 = Nt_{CO} \cdot L$.

С помощью словаря идентификация состояния ВС может быть осуществлена как в случае, когда обновленный синдром является конечным для фактически имеющего место образа неисправностей F_1 (полная диагностика), так и в случае, когда обновленный синдром является конечным для некоторого $F_2 \subset F_1$. Однако в общем числе синдромов, порождаемых образами неисправностей ВС, конечные синдромы составляют незначительную часть. Типичной является ситуация, когда обновленный синдром не является конечным, хотя в нем и можно выделить субсиндром, который является конечным для некоторого $F_2 \subset F_1$. Поэтому использование словаря конечных синдромов приводит к большому времени определения состояния ВС.

2. Ниже мы получим условия, достаточные для идентификации по обновленному синдрому, порождаемому F_1, элементов $F_2 \subseteq F_1$.

ТЕОРЕМА 3. *Пусть G - диагностический граф системы t_{CO}/t_C-диагностируемой без ремонта с весами дуг, соответствующими обновленному синдрому образа неисправностей F, $|F| \le t_{CO}$; $G_1 = (V_1, E_1)$ - подграф графа G, индуцированный множеством дуг с весом I. Если для некоторого $i \in V_1$ выполняется $|\Gamma^{-1}(i) \cup \Gamma(i)| + z - 1 > t$, то $i \in F$; здесь z - количество компонент связности графа G_1.*

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Предположим, что заданы диагностический граф G и его подграф G_1 в соответствии с текстом теоремы. Если для G найдется $(i,j) \in E$ такая, что $a(i,j) = 1$, то $\{i,j\} \cap F \neq \emptyset$ и $|\{i,j\} \cap F| \geq 1$. Если теперь $G_1 = \{C_1, C_2, \ldots, C_k, \ldots, C_z\}$, где C_k – компонента связности подграфа G_1, то для каждой из них имеет место $C_k = (V_k, E_k)$; $|V_k| \geq 2$ и $V_k \cap F \neq \emptyset$. Отсюда следует, что $|F| \geq z$.

Пусть теперь имеется такая вершина i графа G_1, $i \in V_k$, для которой $|\Gamma^{-1}(i) \cup \Gamma(i)| + z - 1 > t_{CO}$. Предположим, что $i \notin F$. Тогда из $a(j,i)=1$ для $j \in \Gamma^{-1}(i)$ следует, что $\Gamma^{-1}(i) \subset F$, а из $a(i,k) = 1$ для $k \in \Gamma(i)$ следует, что $\Gamma(i) \subset F$. Кроме того, в каждой из других компонент связности также есть хотя бы по одному элементу F. Следовательно, $|F| \geq z-1 + |\Gamma(i) \cup \Gamma^{-1}(i)|$. Но при этом $|F| > t_{CO}$, что нарушает гипотезу о кратности неисправностей, т.е. $i \in F$. Теорема доказана.

3. Чем больше значение z, тем больше неисправных модулей можно выявить при одном и том же синдроме на основе результатов теоремы 3. Таким образом, когда задан G_1, то задача состоит в том, чтобы разделить каждую $C_k \subset G_1$ такую, что $|V_k| > 2$, на наибольшее число компонент связности мощностью не менее 2. Точное решение этой задачи требует больших затрат времени. Для ее решения мы используем эвристические правила, основанные на выявлении в G_1 висячих вершин (т.е. вершин, для которых $\Gamma(i)=\emptyset$ или $\Gamma^{-1}(i)=\emptyset$), для которых вопрос о вхождении в формируемую компоненту связности решается однозначно.

Когда висячая вершина i найдена, то очередную компоненту связности составляет эта вершина и все смежные с нею вершины. Вершины данной компоненты и инцидентные им дуги помечаются. Процесс выделения других компонент осуществляется на остаточном графе непомеченных вершин и дуг. Ясно, что в результате пометки дуг в остаточном графе могут образовываться новые висячие вершины, в том числе и вершины j, для которых $\Gamma(j) = \emptyset$ и $\Gamma^{-1}(j) = \emptyset$. Такие вершины включаются в любую из компонент связности, вершины которых смежны с i по дугам исходного графа G_1. Если висячие вершины в остаточном графе отсутствуют, то в качестве элемента очередной формируемой компоненты используется первая вершина остаточного графа, определенная порядком обхода графа (например, по возрастанию номеров его вершин). Описанный алгоритм разбиения G_1 продолжается, пока в G_1 имеется хотя бы одна непомеченная вершина.

В целом алгоритм самодиагностики имеет следующий вид.

Когда очередное выполнение теста над ВС выполнено и получен обновленный синдром, с его помощью из исходного графа G выделяется граф G_1, который разделяется на компоненты связности так, как описано выше. Когда разбиение G_1 на компоненты связности выполнено, то определено значение z. Для каждой вершины исходного графа G_1 проверяется выполнение условий теоремы 3. Множество F вершин, для которых выполнено условие теоремы 3, составляют фактически неисправные модули. Очевидно, что при достаточном числе тестов над ВС условие теоремы 3 выполнится хотя бы для одного элемента каждой компоненты связности $C_k \subset G_1$, $C_k = (V_k, E_k)$. Поэтому тестирование ВС продолжается до тех пор, пока имеются такие C_k, что $V_k \cap F \neq \emptyset$. Если в результате описанного процесса выделена новая вершина $i \in F$, то всем инцидентным ей дугам приписывается вес I. В результате такого искусственного обновления синдрома возможно обнаружение новых неисправных модулей.

Для описанного алгоритма самодиагностики получено наихудшее значение сложности в операциях побитового сравнения в виде

$$C_2 < N + 2Nt\cdot\log_2 t + 2\sum_{j=1}^{K} j\cdot(4t_{CO}-1),$$

где $K = 2\lceil |E|/(4t_{CO}-1)\rceil$, а сложность операции проверки условия теоремы 3 для каждой вершины G_1 принята равной $2t\log_2 t$. Анализ показывает, что $C_2 < C_1$, т.е. предложенный способ самодиагностики более эффективен, чем использование словаря неисправностей.

4. Заключение

Проведенное исследование показывает, что ВС с несимметричными оценками допускают значительно большую кратность, чем ВС с симметричными оценками, для любого вида неисправностей.

Сложность использования (для определения технического состояния ВС) метода словаря оказывается значительной, что ставит задачу поиска более простых методов идентификации состояния ВС. Нами описан один из подобных методов, основанный на использовании условий, достаточных для идентификации неисправных модулей системы. Но основе этого метода может быть построен децентрализованный алгоритм, реализуемый самой ВС.

Рассмотренный метод самодиагностики может быть использован для вычислительных систем с программируемой структурой [3].

Литература

1. MALLELA S., MASSON G.M. Diagnosis Without Repair for Hybrid Fault Situations.-IEEE Trans.on Comput.,1980,v.C-29,N 6,p.461-470.

2. BARSI F., GRANDONI F., MAESTRINI P. A Theory of Diagnosability of Digital Systems.- IEEE Trans.on Comput.,1976,v.C-26,N 6, p.585-593.

3. ДИМИТРИЕВ Ю.К., ХОРОШЕВСКИЙ В.Г. Вычислительные системы из мини-ЭВМ. -М.: Радио и связь, 1982. - 304 с.

4. MALLELA S., MASSON G.M. Diagnosable Systems for Intermitton Faults.- IEEE Trans.on Comput.,1978,v.C-27,N 6,p.560-566.

Поступила в ред.-изд.отд.
4 июля 1984 года