

В.В. Киселев

Пермский национальный исследовательский
политехнический университет

ДИАГНОСТИКА КРАТНЫХ ДЕФЕКТОВ В АВТОМАТАХ

Предлагается метод диагностирования кратных константных дефектов в сильносвязных автоматах сокращением множества подозреваемых неисправностей за счёт выявления исправных ветвей.

Решение проблемы диагностирования дискретных устройств на этапе изготовления требует разработки формальных алгоритмов, позволяющих автоматизировать проверку и поиск кратных дефектов. Использование в таких системах известных методов [1] весьма затруднительно вследствие их сложности.

В статье предлагаются методы синтеза тестов, которые позволяют вести поиск кратных дефектов выделением исправных ветвей в неисправной схеме. Данные алгоритмы поиска заключаются в последовательном сокращении множества подозреваемых дефектов за счёт дефектов исправных ветвей, отличаются простотой и автоматизируются на базе типовой компьютерной техники.

В качестве объекта диагностирования рассматриваются синхронные сильносвязные автоматы $A=(x,y,s,\delta,\lambda)$ при известных ограничениях: кратный дефект не увеличивает число состояний автомата, для автомата существует диагностическое слово (ДС) или диагностическое множество (ДМ), в автомате отсутствует явление перекодировки состояний. Мощности множеств входных, выходных векторов и векторов состояний равны соответственно: $|x|=2^n$, $|z|=2^k$, $|s|=2^m$. Для автоматов существует также структурное описание совокупностью логических элементов и связей между ними.

Рассмотрим для произвольной ветви x_{ij} синтез текстовой последовательности P_{ij} , правильная реакция на которую свидетельствует о исправности данной ветви при наличии в автомате кратного дефекта. Для этого условным разрывом обратных связей автомат заменяется

комбинационной моделью (КМ), состоящей из $m+1$ комбинационных схем, где m комбинационных схем имеют выходами переменные обратных связей, а одна схема – выход z_1, \dots, z_k автомата. Входами комбинационной модели является вектор $x_1, \dots, x_n, y_1, \dots, y_m$. Синтез последовательности P_{ij} осуществляется выполнением следующих этапов:

1. По КМ методом [2] строится группа наборов ориентированного теста ($0V$ -теста), проверяющих исправность ветви x_{ij} , соединяющей узлы i и j в модели. Построенные наборы состоят из β -набора, передающего входное изменение через ветвь x_{ij} на вход схемы, и α -наборов, устанавливающих, действительно ли входное изменение в проверяемой схеме передалось по ветви x_{ij} . Наборы α и β раскладываются на пары наборов статического теста, минимизируются и записываются в виде наборов $S_m x_n$, где S_m – состояние, соответствующее значению переменных Y из набора, а x_n – переменная из X , соответствующая значению переменных x_1, \dots, x_n набора. Обозначим построенные наборы как множество T_{ij} .

2. Для автомата находится диагностическое слово D . Синтез D может быть выполнен известным методом как слова, дающего для каждой пары состояний $S_i, S_j \in S : \lambda(S_i, D) \neq \lambda(S_j, D)$.

3. Формируется последовательность P_{ij} подачи наборов множества T_{ij} :

а) в качестве начальной последовательности P_0 ($P_0 \in P_{ij}$) формируется последовательность $P_0 = D \dots D$, устанавливающая изоморфизм состояний исходного и исследуемого автомата;

б) из T_{ij} удаляются наборы, подача которых была обеспечена в P_{ij} . Если $T_{ij} = \emptyset$, то формирование P_{ij} закончено. Если $T_{ij} \neq \emptyset$, то переход на следующий шаг;

в) определяется состояние S_l , которое автомат достиг на последовательности P_{ij} . Если S_l принадлежит состояниям из T_{ij} , то переход на шаг «г», если нет, то определяется транслирующее слово $q = D \dots D$, переводящее автомат в состояние $S_m \in T_{ij}$;

г) к последовательности P_{ij} добавляется слово $x_n D$, обеспечивающее подачу на автомат набора $S_m x_n \in T_{ij}$ и контролирующее переход $S \rightarrow \delta(S_m, x_n)$. Далее повторяется шаг «б».

Результатом данного синтеза является последовательность, на которую неисправный автомат с кратным дефектом может ответить правильно реакцией только в том случае, если ветвь x_{ij} в нём исправ-

на. При этом различные варианты построения слова P_{ij} , дающие различные по длине слова, не могут привести к компенсации на нём дефектов проверяемой ветви.

Диагностический тест (ДТ) из слов проверки исправности строится по КМ следующим образом:

1. Выделяется очередной путь P_j от входа x_i ($i \in (l, n)$) до выхода КМ. Для данного пути строится β -набор $\beta \bar{d} x_i$, обеспечивающий его активизацию и передачу перепада $\bar{d} x_i$ со входа КМ на выход. Если все пути перебраны, то синтез теста заканчивается.

2. Определяется множество путей, шунтирующих ветви пути P_j , и строится группа α -наборов $0V$ -теста: $\alpha_1 \bar{d} x_i, \dots, \alpha_m \bar{d} x_i$. Синтез α -наборов выполняется такой деактивизацией пути P_j , при которой сохраняются условия активизации шунтирующих путей в неисправной КМ [2].

3. Для элементов пути записываются функции исправности его элементов (x_{ij}^H) как условия правильных реакций (β^H, α^H) на β и α -наборы: $x_{ij}^H = \beta^H, \alpha_1^H \dots \beta^H, \alpha_m^H$.

Построенный ДТ может быть использован для проведения как безусловных, так и условных алгоритмов поиска кратных дефектов.

Для организации безусловных алгоритмов, в которых порядок подачи наборов фиксирован и не зависит от получаемых реакций автомата, необходимо построить из наборов ДТ диагностическую последовательность (ДП).

Формирование ДП выполняется аналогично синтезу слова P_{ij} из наборов T_{ij} . После построения ДП производится перезапись функций исправности в терминах тактов ДП. Вместо значений β^H (α^H) в функции x_{ij}^H подставляются переменные $t_\varphi^H, t_{\varphi-1}^H, t_\varepsilon^H, t_{\varepsilon-1}^H, t_{\varphi+1}^H, t_{\varepsilon+1}^H$, соответствующие тактам $t_\varphi^H, t_\varepsilon^H$ подачи наборов $0V$ -теста, тактам подачи ДС $t_{\varphi-1}^H, t_{\varepsilon-1}^H$, проверяющих правильность установки автомата в требуемое состояние, и тактам $t_{\varphi+1}^H, t_{\varepsilon+1}^H$, передающим состояние S на выхода Z автомата. Если путь кончается внешним выходом Z , то такты $t_{\varphi+1}^H$ и $t_{\varepsilon+1}^H$ в функции x_{ij}^H отсутствуют.

Безусловный алгоритм поиска заключается в подаче на автомат сразу всей ДП, фиксации правильных реакций на такты ДП и вычислении функций исправности. Функции исправности, принимающие значение «1», определяют множество M_n исправных ветвей. Множество M_n ветвей автомата, подозреваемых на наличие

дефектов, определяется просто, как дополнение множества M_n до множества M всех векторов схемы:

$$M_n = M / M_n.$$

На базе построенных ДТ могут быть организованы также более сложные условные алгоритмы диагностирования. В данных алгоритмах порядок подачи наборов зависит от реакции автомата на предыдущие наборы. Поскольку правильная реакция автомата на ДС гарантирует установку в соответствующее состояние S_x , то следующим тактом условной ДП включается набор $x_{S_x} \in ДТ$. Таким образом, организуется подача всего ДТ.

Применение условных алгоритмов позволяет существенно увеличить глубину поиска кратных дефектов по сравнению с безусловными алгоритмами.

Библиографический список

1. Основы технической диагностики / В.В. Карибский, П.П. Пархоменко [и др.]; под ред. П.П. Пархоменко. – М.: Энергия, 1975. – 325 с.
2. Автоматизация поиска дефектов в цифровых устройствах / В.В. Киселев [и др.]. – Л.: Энергоатомиздат, 1986. – 100 с.

Получено 06.09.2012