

УДК 629.7.05

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ ДЛЯ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ТЕСТИРУЮЩИХ НАБОРОВ ДИСКРЕТНЫХ УСТРОЙСТВ ЦИФРОВОЙ АППАРАТУРЫ

Кисляков М.А., Стефанов А.М.

Северо-Кавказский филиал Московского технического
университета связи и информатики, г. Ростов-на-ДонуE-mail: rostow@bk.ru

Аннотация. Рассматривается метод определения тестирующих наборов как для синтеза проверяющих тестов, так и при оценке их полноты из класса одиночных константных отказов.

Ключевые слова. Тестирующий набор, дискретные устройства, отказы, диагностирование.

Повышение надёжности дискретных устройств может быть обеспечено оперативным диагностированием отказов и своевременным её восстановлением. В свою очередь, оперативность диагностирования можно достичь комплексированием функционального и тестового диагностирования. Реализация функционально-тестового диагностирования предполагает решение группы взаимосвязанных задач, среди которых основной является задача определения тестирующих воздействий из множества рабочих входных последовательностей.

Пусть задано дискретное устройство U своей структурой – элементами

$Q = \{q_1, q_2, \dots, q_n\}$ и связями $S = \{s_1, s_2, \dots, s_r\}$ элементов между собой и внешними входами и выходами. На базис элементов ограничений не накладывается. При функционировании устройства U на входы подается упорядоченная последовательность $V = \{V_1, V_2, \dots, V_m\}$ входных рабочих наборов.

Имеется возможность моделировать поведение исправного устройства на входных наборах V и получать значения сигналов на выводах элементов Q устройства.

Требуется в последовательности V определить множество наборов $\{V\}$, которым сопоставлено множество изменений сигналов на выводах элементов Q , приводящих к искажению сигналов на выходах устройства G .

Для решения поставленной задачи используем разработанный язык структурированных сетей, являющийся модификацией сетей Петри [1,2].

Под структурированной сетью будем понимать четвёрку $N = (P, T, Y, \mu_0)$, где P – непустое множество позиций, T – непустое множество переходов, $Y \subseteq F \cup F_1$, в которой $F \subseteq P^*T \cup T^*P$ – отношение инцидентности, а $F_1: P^*T \rightarrow \{0,1\}$ – функция инцидентности; $\mu_0: P \rightarrow \{0,1\}$ – начальная разметка сети, ставящая в соответствие каждой позиции сети некоторое целое неотрицательное число. Сеть функционирует, представляя поведение некоторого дискретного устройства, при этом срабатывают переходы с последующими изменениями разметки сети. В результате срабатывания перехода t разметка μ сменяется разметкой μ' по правилу:

$$\forall p \in P: \mu'(p) = \mu(p) - F(p,t) + F(t,p), \text{ где:}$$

$$F(x,y) = \begin{cases} 1, & \text{если } xFy; \\ 0, & \text{в противном случае.} \end{cases}$$

Функция F_1 вводит в сеть ингибиторные дуги для пар (p,t) , у которых $F_1(p,t)=1$, и переход t может сработать при разметке μ , если

$$\forall p \in t^{bx}: \mu(p) \neq F(p,t) \wedge \mu(p) F_1(p,t) = 0,$$

т.е. каждая входная позиция p , соединенная с переходом t не инвертирующей дугой кратности $W(p,t)$, содержит не менее $W(p,t)$ меток, а каждая входная позиция p , соединенная с переходом t ингибиторной дугой, имеет нулевую разметку.

В сети N выделяется множество головных позиций $H(N) = \{p \in P \wedge p^{b_{yx}} = \emptyset\}$ и множество хвостовых позиций $G(N) = \{p \in P \wedge p^{bx} = \emptyset\}$.

Упорядоченная последовательность элементов сети x_1, x_2, \dots называется путем $D(x_1)$ из x_1 , если $\forall i \geq 1: x_i Y x_{i+1}$ и обратным путем $D^{-1}(x_1)$ из x_1 , если

$$\forall i \geq 1: x_i Y^{-1} x_{i+1}.$$

В структурированной сети используется пять типов переходов (рис. 1.).

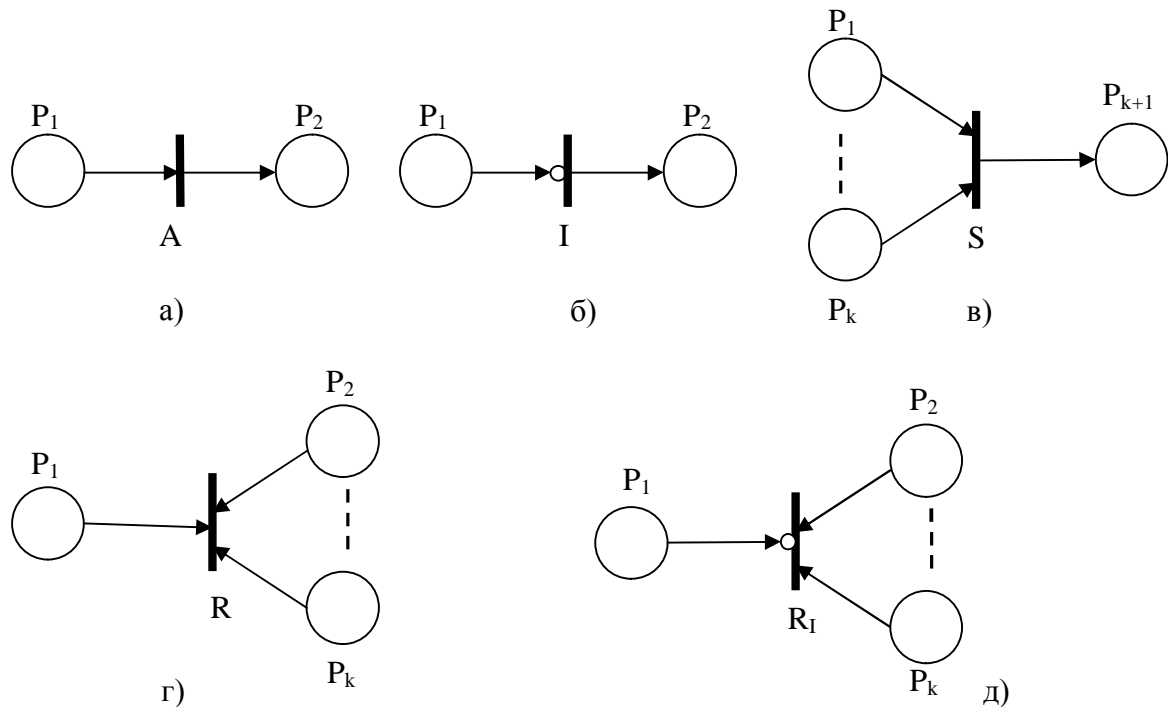


Рис.1 Типы переходов структурированной сети

Переход типа А (рис. 1а) передает метку из позиции P_1 в позицию P_2 ; при этом метка в позиции P_1 стирается. Для переходов I (рис. 1б) и R_I , т.е. в этом случае в позициях P_2 и $P_2 \dots P_k$ присутствует метка. Если же метка в позиции P_1 присутствует, то это приводит к заперанию переходов типа I и R_I . Переход S – типа (рис. 1в) возбуждается при наличии не менее чем одной метки в каждой входной позиции $P_1 \dots P_k$, в противном случае переход не возбуждается и метка в позицию P_{k+1} не передается. При возбуждении перехода R – типа (рис. 1г) и R_I – типа (рис. 1д), т.е. при наличии (отсутствии) метки в позиции P_1 , метку помещают в каждую выходную позицию $P_2 \dots P_k$.

Ограничимся классом константных одиночных отказов C_1 и C_0 элементов структуры схемы.

Процесс выявления тестирующих наборов из входных рабочих последовательностей основан на анализе сети, при котором выполняют два типа процедур, предназначенных для решения задачи нахождения обратных путей $D^{-1}(p)$ из заданной позиции $p \in G(N)$ и задачи определения мажорируемости отказов.

При нахождении обратных путей в качестве основного признака используется чувствительность позиции. Под чувствительной позицией P_1 понимаем позицию, изменение разметки которой приводит к изменению разметки последующей позиции P_2 т.е. $P_1 < P_2$ и $\mu(P_1) \Rightarrow \mu(P_2)$. Для переходов структурированной сети A, I, R, R_I – типа позиция P_1 при любой разметке чувствительна. Для перехода S – типа чувствительной позицией будет входная позиция P_1 , в которой отсутствует метка, при условии, что во всех остальных входных позициях это-

го перехода присутствуют метки. При наличии для перехода S –типа меток во всех входных позициях $P_1 \dots P_k$ последние будут чувствительны.

Решение задачи нахождения обратных путей, проведенных через чувствительные позиции модели, соответствующие конкретной разметке сети и определенным значениям сигналов на входах моделируемого объекта, дает списки изменений чувствительных позиций сети. Эти изменения сопоставляют списку отказов, приводящих к искажению функционирования объекта.

Маскируемость отказов устанавливается решением задачи достижимости разметки $\mu(P)$ из разметки $\mu'(P)$ для всех $p \in G(N)$. Если разметка $\mu(P)$ достижима из $\mu'(P)$, то отказ, соответствующий изменению позиции P_k , маскируется при разметке $\mu(P)$.

Проведение анализа модели по всей входной последовательности объекта на основании списков чувствительных позиций с исключением маскируемых путей (отказов) дает возможность определить тестирующие наборы для схемы.

Тестируемые наборы определяют по следующему алгоритму.

В алгоритме приняты обозначения:

V –входная последовательность; B –набор входной последовательности; μ_B – разметка головных позиций $H(N)$ сети N на наборе B ; μ_H –разметка $H(N)$ при начальной разметке сети; μ_1 предыдущая разметка сети N .

Алгоритм

1. Присвоить $B=1$; $B \in V(B)$; $\mu_1 = \mu_0$
2. Установить $\mu_1 = \{\mu_B \cup \mu_1 \setminus \mu_H\}$
3. Выполнить сеть $N = (P, T, Y, \mu)$
4. Выбрать $W=1$, $W \in G(N)$
5. Определить $D^{-1}(W)$ по отношению предшествования
 $\forall x, y \in x : x < y \Leftrightarrow (x \neq y) \wedge (xY + y)$
6. Занести разметку μ_W позиции W в $M(W)$
7. Присвоить $W=W+1$
8. Если не просмотрены все W , то перейти к п. 5.
9. Выбрать первый переход T_R .
10. Если T_R не предшествует в $D^{-1}(W)$, перейти к п.17.
11. Присвоить позиции P_k (причем $P_k Y^{-1} T_R$) разметку $\mu_0 = \mu_p$.
12. Выполнить подсеть $N' = (P', T', Y', \mu')$.
13. Выбрать $W=1$.
14. Если $\mu_W = M(W)$, то исключить P_k из $D^{-1}(W)$.
15. Присвоить $W=W+1$.
16. Если не просмотрены все W , то перейти к п.14.
17. Выбрать очередной T_R .
18. Если не просмотрены все T_R , то перейти к п.10.
19. Присвоить $B=B+1$.
20. Если $B=B_{\max}$, то перейти к п.21 иначе $\mu_1 = \mu$ и перейти к п.2.
21. Конец.

Предложенный метод определения тестирующих наборов основан на моделировании дискретных устройств на ЭВМ [1,2]. В отличие от известных математических моделей язык структурированных сетей позволяет представить устройства с необходимой степенью подробности рассмотрения и исключить трудности осуществления композиции фрагментов устройства разного иерархического уровня в единую модель.

Процедуры определения тестирующих наборов являются альтернативой известным процедурам, основанным на задании неисправностей и в отличие от известного метода обратного прослеживания неисправностей при выявлении маскируемых неисправностей не используется преобразование схем с ветвлениями во множество древовидных подсхем с корнями в узлах ветвления, а применяется моделирование схем.

Предложенный алгоритм можно эффективно применять на этапах построения проверяющих тестов по методу, при котором устройство моделируется на ЭВМ и проверяется влияние на поведение устройства заранее задаваемых списков возможных неисправностей, а по результатам моделирования выбирать наборы для последующего включения их в тест.

Рассмотренный метод позволяет решить также задачу оценки полноты проверяющих тестов. В этом случае в качестве входной последовательности, участвующей в функционировании модели, используют последовательность наборов, составляющих оцениваемый проверяющий тест.

Литература

1. Стефанов А.М., Фатхи В.А. Диагностическое моделирование на языке модифицированных сетей Петри // Изв. АН СССР «Техническая кибернетика», 1989, -№3.
2. Носко С.В., Стефанов А.М., Фатхи В.А. Диагностическая модель дискретных устройств автоматизированных систем управления на модифицированных сетях Петри// Надежность и контроль качества, 1990, -№10.