

# *Вестник*

Томского государственного университета

*ПРИЛОЖЕНИЕ*

№ 18

АВГУСТ 2006

*Материалы международных,  
всероссийских и региональных  
научных конференций,  
симпозиумов, школ,  
проводимых в ТГУ*



ТЕСТИРОВАНИЕ АВТОМАТА В РАЗЛИЧНЫХ КОНТЕКСТАХ<sup>1</sup>

М.В. Ветрова

Томский государственный университет

E-mail: vetrova@webmail.tsu.ru

Рассматривается задача тестирования детерминированного автомата в различных контекстах. Задача сводится к проверке отношения редукции для случая, когда эталон является недетерминированным автоматом, а проверяемый автомат есть редукция другого недетерминированного автомата. Показывается, что задача синтеза проверяющих тестов может быть сведена к синтезу тестов относительно известной модели, а именно к синтезу тестов относительно мутационного автомата.

**Ключевые слова:** недетерминированный автомат, редукция, модель неисправности, полный проверяющий тест.

## Введение

Одним из направлений в тестировании является тестирование на основе формальных моделей. В этом случае необходимо формально описать поведение проверяемой системы и правило, на основании которого проверяемая система признается исправной (годной, корректной, соответствующей стандарту), т.е. разработать модель неисправности. Использование модели неисправности при синтезе тестов позволяет строить тесты с гарантированной полнотой, проверяя отсутствие или наличие конкретных видов неисправностей. В ряде приложений используются методы синтеза тестов с использованием модели конечного детерминированного автомата, т.е. автомата, который в каждом такте своей работы однозначно переходит из текущего состояния в следующее состояние. В последнее время появился ряд публикаций по синтезу тестов для недетерминированных автоматов [1 – 4], однако такие методы еще недостаточно развиты.

В данной работе предлагается метод синтеза полного проверяющего теста для случая, когда эталонный автомат может быть недетерминированным, проверяемый автомат является редукцией другого недетерминированного автомата, а в качестве отношения конформности используется отношение редукции. Если реакция проверяемого автомата на каждую входную последовательность построенного теста содержится в множестве реакций эталонного автомата на эту последовательность, то проверяемый автомат является редукцией эталонного автомата, т.е. реакция проверяемого автомата на любую входную последовательность содержится в множестве реакций эталонного автомата на эту последовательность.

## 1. Необходимые определения

## 1.1. Автоматы

Под *конечным автоматом* (или просто *автоматом*) понимается пятерка  $A=(S, I, O, H_A, s_0)$ , где  $S$  – конечное непустое множество состояний с выделенным начальным состоянием  $s_0$ ,  $I$  и  $O$  – конечные непустые входной и выходной алфавиты соответственно и  $H_A \subseteq S \times I \times O \times S$  – отношение поведения. Элементы множества  $H_A$  называются *переходами* автомата. В автомате  $A$  существует переход из состояния  $s$  в состояние  $s'$  под действием входного символа  $i \in I$  с выходным символом  $o \in O$ , если и только если  $(s, i, o, s') \in H_A$ . Говорят, что *поведение автомата  $A$  определено* в состоянии  $s$  для входного символа  $i$ , если существует пара  $(o, s') \in O \times S$  такая, что  $(s, i, o, s') \in H_A$ . Если в автомате  $A$  для любой пары  $(s, i) \in S \times I$  существует, по крайней мере, одна пара  $(o, s') \in O \times S$  такая, что  $(s, i, o, s') \in H_A$ , то автомат называется *полностью определенным*, в противном случае автомат называется *частичным*. Если в автомате  $A$  для любой тройки  $(s, i, o) \in S \times I \times O$  существует не более одного состояния  $s' \in S$  такого, что  $(s, i, o, s') \in H_A$ , то автомат называется *наблюдаемым*. В данной работе мы рассматриваем только полностью определенные наблюдаемые автоматы. Автомат  $A$  называется *детерминированным*, если для любой пары  $(s, i) \in S \times I$  существует не более одной пары  $(o, s') \in O \times S$  такой, что  $(s, i, o, s') \in H_A$ . В полностью определенном детерминированном автомате вместо отношения поведения обычно используют две функции: функцию переходов  $\delta_A: S \times I \rightarrow S$  и функцию выходов  $\lambda_A: S \times I \rightarrow O$ . Автомат  $B=(T, I, O, H_B, t_0)$  называется *подавтоматом* автомата  $A$ , если  $T \subseteq S$ ,  $t_0 = s_0$  и  $H_B \subseteq H_A$ . Множество полностью определенных детерминированных подавтоматов автомата  $A$  обозначается  $Sub(A)$ . Отношение поведения (функции переходов и выходов) обычным образом распространяется на последовательности в алфавитах  $I$  и  $O$ . Если существует состояние  $s' \in S$  такое, что четверка  $(s, i_1 \dots i_k, o_1 \dots o_k, s') \in H_A$ , то пара

<sup>1</sup> Работа выполнена при поддержке Федеральной целевой научно-технической программы «Исследования и разработки по приоритетным направлениям развития науки и техники» на 2002 – 2006 годы, ГК № 02.442.11.7316.

$(i_1 \dots i_k, o_1 \dots o_k)$  называется *входо-выходной последовательностью* автомата  $A$  в состоянии  $s$ , а выходная последовательность  $o_1 \dots o_k$  называется *реакцией* автомата на входную последовательность  $i_1 \dots i_k$  в состоянии  $s$ ,  $\lambda_A(s, i_1 \dots i_k) = o_1 \dots o_k$ . Множество входо-выходных последовательностей автомата в состоянии  $s$  называется его *языком в состоянии  $s$*  и обозначается  $L_s(A)$ . *Языком автомата* называется его язык в начальном состоянии (обозначение:  $L(A)$ ). Мы далее рассматриваем только связные автоматы, т.е. автоматы, в которых каждое состояние достижимо из начального.

Состояние  $t$  автомата  $B$ , такое, что  $L_t(B) \subseteq L_s(A)$ , называется *редукцией* состояния  $s$  автомата  $A$  (обозначение:  $t \leq s$ ). Если  $t \leq s$  и  $s \leq t$ , то состояния  $t$  и  $s$  называются *эквивалентными* (обозначение:  $t \cong s$ ). Автомат  $B$  называется *редукцией* автомата  $A$  (обозначение:  $B \leq A$ ), если  $t_0 \leq s_0$ . Автоматы  $B$  и  $A$  *эквивалентны*, если  $B \leq A$  и  $A \leq B$  (обозначение:  $B \cong A$ ).

В общем случае число редукций автомата бесконечно, т.к. каждая редукция имеет бесконечно много эквивалентных автоматов с большим числом состояний. Однако при построении тестов интерес представляет не все множество редукций, а только множество попарно неэквивалентных редукций автомата. Множество попарно неэквивалентных редукций автомата  $A$  обозначается  $Red(A)$ . Множество попарно неэквивалентных редукций автомата  $A$  с не более чем  $k$  состояниями, обозначается  $Red_k(A)$ . Следует отметить, что в общем случае множество  $Red(A)$  также бесконечно [3].

## 1.2. Модель неисправности и проверяющие тесты для автоматов

Пусть  $A = (S, I, O, H_A, s_0)$  и  $R = (Q, I, O, H_R, q_0)$  – автоматы, причем  $A$  – эталонный автомат. Проверяемый автомат является детерминированным и принадлежит множеству  $Red(R)$ , т.е. мы рассматриваем модель неисправности  $\langle A, \leq, Red(R) \rangle$  [5].

*Проверяющим тестом*  $TS$  для недетерминированного эталонного автомата  $A$  называется конечное множество конечных входных последовательностей автомата  $A$ . Проверяющий тест называется *полным проверяющим тестом* [5] относительно модели неисправности  $\langle A, \leq, Red(R) \rangle$ , если для всякого автомата  $B \in Red(R)$ , который не является редукцией  $A$ , найдется, по крайней мере, одна последовательность  $\alpha \in TS$  такая, что  $\lambda_B(\alpha) \not\subseteq \lambda_A(\alpha)$ .

## 2. Методы построения тестов

В литературе известны методы построения полных проверяющих тестов относительно отношения редукции для недетерминированных автоматов для случая, когда проверяемый автомат является подавтоматом известного мутационного автомата [2]. Поэтому в следующем разделе мы показываем, каким образом по заданному недетерминированному автомату  $R$  можно построить мутационный автомат  $M$ , для которого множество  $Sub(M)$  с точностью до эквивалентных автоматов совпадает с множеством  $Red(R)$ .

### 2.1. Общий случай

Если множество  $Red(R)$  бесконечно, то в общем случае не известно, как построить полный проверяющий тест относительно модели  $\langle A, \leq, Red(R) \rangle$ . В данной работе в этом случае мы накладываем дополнительное ограничение на число состояний проверяемого автомата, т.е. показываем, каким образом можно построить полный проверяющий тест относительно модели  $\langle A, \leq, Red_k(R) \rangle$ .

В работе [1] показывается, что по любому автомату  $R$  можно построить эквивалентный автомат  $M_k(R)$ , называемый  $k$ -расширением автомата  $R$ , такой, что множества  $Red_k(R)$  и  $Sub(M_k(R))$  совпадают с точностью до эквивалентных автоматов.

Согласно [1],  $k$ -расширением автомата  $R = (Q, I, O, H_R, q_0)$  называется автомат  $M_k(R) = (Q', I, O, H_R', q_0)$ , в котором

$$\forall q_j \in Q, q_j^m \in Q', 1 \leq m \leq k;$$

$$\forall q_i \in Q, \forall o \in O (q_j, i, o, q_i) \in H_R \Rightarrow (q_j^v, i, o, q_i^m) \in H_R', 1 \leq m \leq k, 1 \leq v \leq k.$$

Иными словами, каждое состояние автомата копируется в автомате  $M_k(R)$   $k$  раз, и каждый переход производится из каждой копии в каждую копию соответствующих состояний, т.е. каждый переход копируется  $k^2$  раз.

**Теорема 1** [1]. Пусть  $R$  – наблюдаемый недетерминированный автомат и  $B$  – редукция автомата  $R$  с числом состояний не больше  $k$ . Автомат  $B$  эквивалентен некоторому подавтомату  $k$ -расширения  $M_k(R)$  автомата  $R$ .

Согласно теореме 1, класс  $Red_k(R)$  с точностью до эквивалентных автоматов совпадает с множеством  $Sub(M_k(R))$ . Таким образом, задача синтеза проверяющего теста для недетерминированного автомата  $A$  относительно отношения редукции и множества редукций автомата  $R$  с не более чем  $k$  состояниями может быть сведена к задаче синтеза проверяющего теста для автомата  $A$  относительно редукции и множества по-

автоматов автомата  $M_k(R)$ , т.е. задача построения теста для модели  $\langle A, \leq, Red_k(R) \rangle$  может быть сведена к задаче построения теста для модели  $\langle A, \leq, Sub(M_k(R)) \rangle$ .

**Пример.** Рассмотрим автомат  $R$  (рис. 1, а) и его детерминированную редукцию  $B$  (рис. 1, б).

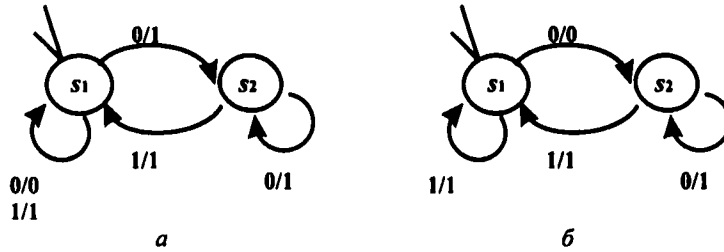


Рис. 1. Автомат  $R$  (а); автомат  $B$  (б), который является детерминированной редукцией автомата  $R$

Построим 2-расширение автомата  $R$  (рис. 2, а) и рассмотрим его детерминированный подавтомат (рис. 2, б). Непосредственной проверкой можно убедиться, что автомат  $B$  эквивалентен подавтомату (рис. 2, б).

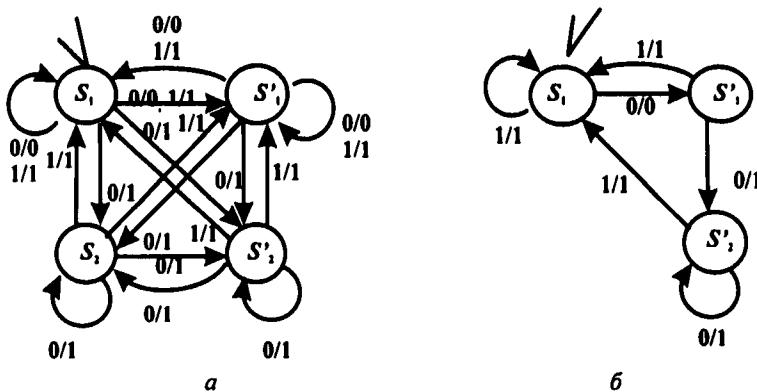


Рис. 2. Диаграмма 2-расширения автомата  $R$  (а); подавтомат 2-расширения автомата  $R$  (б)

В общем случае при построении автомата  $M_k(R)$  размерность автомата  $R$  увеличивается в  $k^3$  раз. В следующих двух разделах мы рассматриваем частные случаи, когда построение автомата  $M_k(R)$  не является необходимым, т.к. множества редукций и подавтоматов автомата  $R$  совпадают (с точностью до эквивалентных автоматов).

## 2.2. Класс неисправности $Red(R)$ конечен

Пусть множество  $Red(R)$  попарно неэквивалентных редукций недетерминированного автомата  $R = (Q, I, O, H_R, q_0)$  конечно. Необходимые и достаточные условия конечности множества устанавливаются в [3]. В этом случае можно показать, что все попарно неэквивалентные редукции можно построить как подавтоматы автомата  $R$ .

**Теорема 2.** Если число попарно неэквивалентных полностью определенных редукций автомата  $R$  конечно, то множество  $Red(R)$  совпадает (с точностью до эквивалентных автоматов) с множеством подавтоматов автомата  $R$ .

**Доказательство.** Всякий подавтомат автомата  $R$  является редукцией автомата  $R$ . Поэтому множество попарно неэквивалентных подавтоматов автомата  $R$  содержится в множестве  $Red(R)$ .

Так как множество  $Red(R)$  конечно, то, согласно [3], в автомате  $R$  отсутствуют циклы, проходящие через недетерминированные переходы автомата  $R$ . Поэтому любое состояние редукции автомата  $R$  соответствует одному и только одному состоянию автомата  $R$ . Поэтому каждая редукция автомата  $R$  изоморфна его некоторому подавтомату.

Таким образом, если множество  $Red(R)$  конечно, то задача синтеза теста для модели  $\langle A, \leq, Red(R) \rangle$  сводится к задаче синтеза теста для модели  $\langle A, \leq, Sub(R) \rangle$ . Если множество  $Sub(R)$  не слишком большое, то можно построить полный проверяющий тест относительно данной модели путем перебора всех автоматов из множества  $Sub(R)$ . Если класс неисправностей  $Sub(R)$  достаточно большой, то для построения полного проверяющего теста можно воспользоваться так называемыми беспереборными методами, предлагаемыми, например, в работе [2].

### 2.3. $r$ -различимость

Автомат  $B$  является редукцией автомата  $A$ , если между их состояниями и переходами можно установить необходимое соответствие. В частности, известны условия, при которых два состояния недетерминированного автомата не могут соответствовать одному состоянию автомата-редукции. Таким свойством обладают  $r$ -различимые состояния [4]. Если в автомате любая пара состояний является  $r$ -различимой, то можно гарантировать, что никакое состояние проверяемого автомата не будет редукцией двух различных состояний эталонного автомата.

Напомним понятие  $r$ -различимых состояний [4]. Состояния  $s_1, s_2$  полностью определенного наблюдаемого автомата  $A=(S, I, O, H_A, s_0)$  называются  $r$ -различимыми, если любое состояние любого полностью определенного автомата не является редукцией одновременно состояний  $s_1$  и  $s_2$ .

Состояния  $s_1, s_2$  автомата  $A$  называются  $1$ - $r$ -различимыми, если существует входной символ  $i \in I$  такой, что множества выходных символов автомата  $A$  в состояниях  $s_1$  и  $s_2$  на входной символ  $i$  не пересекаются. Предположим, что уже определены все  $(k-1)$ - $r$ -различимые пары состояний автомата  $A$ ,  $k \geq 1$ . Состояния  $s_1$  и  $s_2$  называются  $k$ - $r$ -различимыми, если они являются  $(k-1)$ - $r$ -различимыми или для них существует входной символ  $i \in I$  такой, что для любых  $s_1', s_2' \in S$  и  $o \in O$  таких, что  $(s_1, i, o, s_1') \in H_A$ ,  $(s_2, i, o, s_2') \in H_A$ , состояния  $s_1'$  и  $s_2'$  являются  $(k-1)$ - $r$ -различимыми. Состояния  $s_1$  и  $s_2$  автомата  $A$  являются  $r$ -различимыми, если существует  $k \geq 0$  такое, что  $s_1$  и  $s_2$  являются  $k$ - $r$ -различимыми. Если состояния не являются  $r$ -различимыми, то они называются  $r$ -неразличимыми. В работе [6] показывается, что если состояния автомата  $R$  попарно  $r$ -различимы, то любая редукция автомата  $R$ , число состояний которой не больше числа состояний автомата  $R$ , эквивалентна подавтумату автомата  $R$ . Таким образом, справедлива следующая теорема.

**Теорема 3.** Если состояния автомата  $R$  попарно  $r$ -различимы, то полный проверяющий тест относительно модели  $\langle A, \leq, Sub(R) \rangle$  есть полный проверяющий тест относительно модели  $\langle A, \leq, Red_{\mathcal{Q}}(R) \rangle$ .

Иными словами, если состояния автомата  $R$  попарно  $r$ -различимы, то полный проверяющий тест относительно модели  $\langle A, \leq, Red_{\mathcal{Q}}(R) \rangle$  можно строить как полный проверяющий тест относительно модели  $\langle A, \leq, Sub(R) \rangle$ , т.е. без копирования состояний автомата  $R$ .

### Заключение

В данной работе рассмотрена модель неисправности  $\langle A, \leq, Red(R) \rangle$  и показано, каким образом, задача синтеза полного проверяющего теста относительно этой модели может быть сведена к синтезу теста относительно мутационного автомата.

### ЛИТЕРАТУРА

1. Miller R.E., Chen D.-L., Lee D., and Hao R. Coping with Nondeterminism in Network Protocol Testing // International Workshop on Testing of Communicating Systems. – 2005.
2. Лукьянов Б.Д. Детерминированные реализации недетерминированных автоматов // Кибернетика и системный анализ. – 1996. – № 4. – С. 34 – 50.
3. Куфарева И.Б. Применение недетерминированных автоматов в задачах синтеза проверяющих тестов в системах логического проектирования: Дис. ... канд. техн. наук. – Томск, 2000. – 157 с.
4. Petrenko A., Yevtushenko N., Bochmann G.v. Testing deterministic implementations against their non-deterministic specifications // Testing of Communicating systems, 9. – Champton&Hall, 1996.
5. Petrenko A., Yevtushenko N., Bochmann G.v. Fault models for testing in context // Proceedings of the IFIP 1<sup>st</sup> Joint International Conference FORTE/PSTV. – Chapman & Hall, 1996. – P. 163 – 178.
6. Ветрова М.В. Минимальные детерминированные редукции недетерминированных автоматов // Вестник ТГУ. Приложение: Материалы международных, всероссийских и региональных научных конференций, симпозиумов, школ, проводимых в ТГУ. – 2002. – № 1(II). – С. 87 – 91.