ISSN 1561-7793

Вестник

Томского государственного университета

ПРИЛОЖЕНИЕ

№ 18 август 2006

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

УДК 519.713.4

ТЕСТИРОВАНИЕ АВТОМАТА В РАЗЛИЧНЫХ КОНТЕКСТАХ[1]

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 δ_A: $S\times I\to S$ и функцию выходов λ_A: $S\times I\to O$. 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 $(s,i_1\ldots i_k,o_1\ldots o_k,s')\in H_A$, то пара

[1] 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.

$(i_1\ldots i_k,o_1\ldots o_k)$ называется *входо-выходной последовательностью* автомата A в состоянии s, а выходная последовательность $o_1\ldots o_k$ называется *реакцией* автомата на входную последовательность $i_1\ldots i_k$ в состоянии s, $\lambda_A(s,i_1\ldots i_k)=o_1\ldots o_k$. 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 $<A,\leq,Red(R)>$ [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 $<A,\leq,Red(R)>$, если для всякого автомата $B\in Red(R)$, который не является редукцией A, найдется, по крайней мере, одна последовательность $\alpha\in TS$ такая, что $\lambda_B(\alpha)\not\subset\lambda_A(\alpha)$.

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 $<A,\leq,Red(R)>$. 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 $<A,\leq,Red_k(R)>$.

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

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

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

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

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

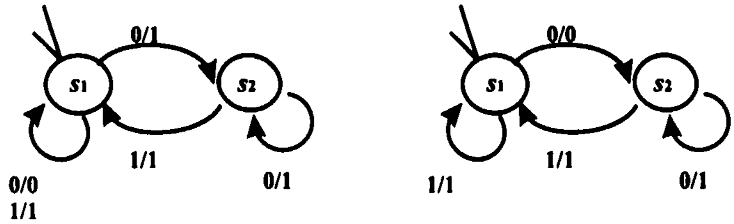

Рис. 1. Автомат R (*a*); автомат B (*б*), который является детерминированной редукцией автомата R

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

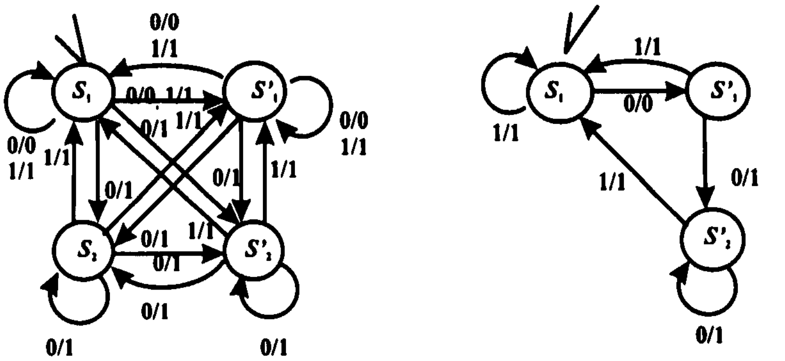

Рис. 2. Диаграмма 2-расширения автомата R (*a*); подавтомат 2-расширения автомата R (*б*)

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 $<A, \leq, Red(R)>$ сводится к задаче синтеза теста для модели $<A, \leq, Sub(R)>$. 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 бесцереборными 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 подавтомату автомата R. Таким образом, справедлива следующая теорема.

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

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

Заключение

В данной работе рассмотрена модель неисправности $<A,\leq,Red(R)>$ 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 1st 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.