ISSN 1561-7793

Вестник

Томского государственного университета

ПРИЛОЖЕНИЕ

№ 18

АВГУСТ 2006

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

УДК 519.713.1, 519.718.7

АДАПТАЦИЯ *H*-МЕТОДА ДЛЯ ТЕСТИРОВАНИЯ НЕДЕТЕРМИНИРОВАННЫХ АВТОМАТОВ ОТНОСИТЕЛЬНО РЕДУКЦИИ[1]

М.Ю. Дорофеева

Томский государственный университет

E-mail: drf@kitidis.tsu.ru

Предложен метод построения проверяющих тестов для недетерминированных автоматов относительно редукции. Предлагаемый метод является адаптацией *H*-метода построения тестов для детерминированных автоматов и основан на использовании уже построенной части теста при нахождении *r*-различающих последовательностей.

Ключевые слова: *недетерминированный автомат, отношение редукции, m-полный тест.*

Введение

В большинстве известных работ по построению проверяющих тестов для недетерминированных автоматов относительно редукции [1, 2] в качестве класса неисправностей берется, как правило, множество всевозможных детерминированных автоматов с числом состояний, не превышающим заданного целого числа *m*. Тесты относительно такого класса на практике оказываются очень качественными, однако длина их очень большая [3], что является, в частности, следствием того факта, что идентификаторы состояний должны быть гармонизированы. В данной работе предлагается метод, который позволяет строить более короткие тесты, не сокращая вышеописанный класс неисправностей. Подобно *H*-методу построения тестов для детерминированных автоматов [4], этот метод основан на использовании уже построенной части теста при нахождении *r*-различающих последовательностей.

1. Основные понятия и определения

1.1. Конечные автоматы

Под *конечным автоматом* или просто *автоматом* понимается пятерка $A = (S, I, O, H, s_0)$, где S – конечное непустое множество состояний с выделенным начальным состоянием s_0, I и O – конечные непустые входной и выходной алфавиты соответственно и $H \subseteq S \times I \times O \times S$ – отношение поведения. Элементы множества H называются *переходами* автомата. Говорят, что автомат A переходит из состояния s в состояние s' под действием входного символа $i \in I$ с выходным символом $o \in O$, если и только если $(s, i, o, s') \in H$, т.е. (s, i, o, s') является переходом в автомате. В общем случае, для данного входного символа может не существовать ни одного перехода и может существовать более одного перехода. Говорят, что *поведение автомата A определено* в состоянии s для входного символа i, если существует пара $(o, s') \in O \times S$ такая, что $(s, i, o, s') \in H$. 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 $(s, i, o, s') \in H$, 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 $(s, i, o, s') \in H$, то автомат называется *наблюдаемым*. 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 $(s, i, o, s') \in H$. В детерминированном автомате вместо отношения поведения обычно используют две функции: функцию переходов $\delta: S \times I \to S$ и функцию выходов $\lambda: S \times I \to O$. Автомат $B = (T, I, O, G, t_0)$ называется *подавтоматом* автомата A, если $T \subseteq S$ и $G \subseteq H$. 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 $(s, i_1...i_k, o_1...o_k, s') \in H$, то пара $(i_1...i_k, o_1...o_k)$ называется *входо-выходной последовательностью* автомата A в состоянии s, а выходная последовательность $o_1...o_k$ называется *реакцией* автомата на входную последовательность в состоянии $i_1...i_k$.

Множество всех входо-выходных последовательностей автомата в состоянии s, получаемых при последовательных переходах из состояния s, называется его *языком* в состоянии s и обозначается $L_A(s)$. Язык $L_A(s_0)$ автомата в начальном состоянии s_0 называется языком автомата A и обозначается L_A. Обозначим через

[1] Работа частично поддержана проектом ФЦНТП «Исследования и разработки по приоритетным направлениям развития науки и техники» на 2002 – 2006 годы (шифр 2006-РИ-19.0/001/298, государственный контракт № 02.442.11.7316).

s-after-α (s-after-α/β) множество состояний, в которые автомат A может перейти из состояния s под действием входной (входо-выходной) последовательности α (α/β); A-after-α (A-after-α/β) обозначает множество таких состояний для случая, когда s есть начальное состояние автомата A. Заметим, что в наблюдаемом автомате множество состояний s-after-α/β состоит ровно из одного состояния для любого состояния s и любой входо-выходной последовательности α/β в состоянии s.

Пусть A и B – полностью определенные наблюдаемые автоматы. Состояние t автомата B такое, что $L_B(t) \subseteq L_A(s)$, называется *редукцией* состояния s автомата A (обозначение: $t \le s$). Если $t \le s$ и $s \le t$, то состояния t и s называются *эквивалентными* (обозначение: $t \cong s$). Автомат B называется *редукцией* автомата A (обозначение: $B \le A$), если $t_0 \le s_0$. Автоматы B и A *эквивалентны*, если $B \le A$ и $A \le B$ (обозначение: $B \cong A$). Состояния s_1 и s_2 автомата A называются *разделимыми*, если существует входная последовательность α, на которую множества выходных последовательностей автомата A в состояниях s_1 и s_2 не пересекаются. Последовательность α называется *разделяющей* последовательностью для состояний s_1 и s_2.

Пересечением $A \cap B$ автоматов $A = (S, I, O, H, s_0)$ и $B = (T, I, O, G, t_0)$ называется наибольший связный подавтомат автомата $A \cap B = (S \times T, I, O, F, s_0t_0)$, в котором отношение F определено следующим образом:

$$(st, i, o, s't') \in F \Leftrightarrow (s, i, o, s') \in H \;\&\; (t, i, o, t') \in G.$$

По определению, множество входо-выходных последовательностей автомата $A \cap B$ есть пересечение соответствующих множеств автоматов A и B. Пересечение наблюдаемых автоматов A и B также является наблюдаемым автоматом. Однако пересечение полностью определенных автоматов может быть частичным автоматом, так как поведение автоматов может совпадать не для всех входных последовательностей. Пусть детерминированный автомат B не является редукцией наблюдаемого автомата A. Тогда существуют состояние s автомата A, состояние t автомата B и входной символ i такие, что на входной символ i автомат B в состоянии t выдает выходной символ, который невозможен для автомата A в состоянии s [2]. Поэтому переход пересечения $A \cap B$ на входной символ i в состоянии st не определен.

1.2. Проверяющие тесты для автоматов

Конечные автоматы используются в качестве математической модели при описании поведения дискретных систем. В данной работе мы полагаем, что эталонное поведение описано полностью определенным наблюдаемым, возможно, недетерминированным автоматом, в то время как поведение проверяемой системы (реализации) описывается полностью определенным детерминированным автоматом. При построении тестов предполагается, что в системе возможны неисправности только определенного класса, и поведение системы с любой неисправностью по-прежнему описывается конечным автоматом. Таким образом, моделью неисправностей в системе является некоторое множество конечных автоматов. Чаще всего в литературе рассматривается множество $J_m(X)$ всевозможных полностью определенных детерминированных автоматов с входным алфавитом X, и не более чем с m состояниями [5]. Пусть $A = (S, X, Y, H, s_0)$ – полностью определенный недетерминированный наблюдаемый эталонный автомат. *Тестом TS* для недетерминированного эталонного автомата A называется конечное множество конечных входных последовательностей автомата A. Конечное множество $TS \subset X^*$ конечных входных последовательностей называется *m-полным проверяющим тестом* [2] относительно модели неисправности $\langle A, \le, J_m(X)\rangle$, если для всякого автомата $B \in J_m(X)$, который не является редукцией A, найдется, по крайней мере, одна последовательность $\alpha \in TS$ такая, что $L_B(\alpha) \not\subset L_A(\alpha)$.

1.3. 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 эталонного автомата не могут соответствовать одному состоянию проверяемого автомата. Таким свойством обладают r-различимые состояния [1]. Если в автомате любая пара состояний является r-различимой, мы можем гарантировать, что никакое состояние проверяемого автомата не будет редукцией двух r-различимых состояний эталонного автомата.

Напомним понятие r-различимых состояний [2]. Состояния s_1, s_2 полностью определенного наблюдаемого автомата $A = (S, I, O, H, s_0)$ называются *r-различимыми*, если любое состояние любого полностью определенного автомата не является редукцией одновременно состояний s_1 и s_2. Конечное множество конечных входных последовательностей, по реакции на которые этот факт можно определить, называется r-различающим множеством для этих двух состояний и обозначается $W_r(s_1, s_2)$; *r-идентификатором* состояния s в автомате A (обозначение: $W_r(s)$) называется множество входных последовательностей, r-различающих данное состояние с любым состоянием, которое r-различимо с состоянием s в автомате A. Ниже приводится один из способов построения r-идентификаторов [1].

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. Множество $\{i\}$ называется r-различающим множеством состояний s_1 и s_2. 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 $(s_1, i, o, s_1') \in H$, $(s_2, i, o, s_2') \in H$, 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. Соответствующее множество $W_k(s_1, s_2) = W_r(s_1, s_2)$ есть r-различающее множество для этих двух состояний.

Объединение r-различающих множеств $W_r(s_i, s_j)$ по всем состояниям s_j автомата A, которые r-различимы с состоянием s_i, является r-идентификатором состояния s_i. Множество $W_r(s_i)$ пусто, когда s_i не является r-различимым ни с каким другим состоянием. Если состояния не являются r-различимыми, то они называются *r-неразличимыми*.

Очевидно, что любые два разделимых состояния являются r-различимыми, но обратное верно не всегда [3]. Если любая пара состояний автомата A является разделимой, то можно построить идентификаторы, состоящие из разделяющих последовательностей.

Семейство множеств $\{W_r(s_i) | s_i \in S\}$ называется семейством *гармонизированных* r-идентификаторов автомата A, если для любой пары состояний s_1 и s_2 идентификаторы $W_r(s_1)$ и $W_r(s_2)$ содержат подмножество, r-различающее состояния s_1 и s_2.

Пример 1. Рассмотрим автомат A с входным алфавитом $\{x, y\}$, выходным алфавитом $\{0, 1\}$ и множеством состояний $\{1, 2, 3, 4\}$ (табл. 1). Построим семейство гармонизированных r-идентификаторов автомата A.

Таблица 1

Таблица переходов-выходов автомата A

A	1	2	3	4
x	1/0 3/1	4/0 1/1	2/1	3/0
y	4/0	4/0	4/1	4/0

Сначала построим r-различающие множества для каждой пары состояний данного автомата (табл. 2)

Таблица 2

r-различающие множества автомата A

(1)-различимость	(2)-различимость	(3)-различимость
$W_1(1, 2) = \{\varnothing\}$	$W_2(1, 2) = \{\varnothing\}$	$W_3(1, 2) = \{xxy, xy\}$
$W_1(1, 3) = \{y\}$	$W_2(1, 3) = \{y\}$	$W_3(1, 3) = \{y\}$
$W_1(1, 4) = \{\varnothing\}$	$W_2(1, 4) = \{xy\}$	$W_3(1, 4) = \{xy\}$
$W_1(2, 3) = \{y\}$	$W_2(2, 3) = \{y\}$	$W_3(2, 3) = \{y\}$
$W_1(2, 4) = \{\varnothing\}$	$W_2(2, 4) = \{xy\}$	$W_3(2, 4) = \{xx\}$
$W_1(3, 4) = \{x\}$	$W_2(3, 4) = \{x\}$	$W_3(3, 4) = \{x\}$

Таким образом, все четыре состояния автомата попарно r-различимы. Множества $W_r(1) = \{xxy, xy, y\}$, $W_r(2) = \{xxy, xy, y\}$, $W_r(3) = \{y\}$, $W_r(4) = \{xy\}$ являются r-идентификаторами состояний автомата A.

Семейство гармонизированных r-идентификаторов $F = \{F_1, F_2, F_3, F_4\}$ автомата A есть: $F(1) = \{xxy, xy, y\}$, $F(2) = \{xxy, xy, y\}$, $F(3) = \{y\}$, $F(4) = \{y, xy\}$.

В общем случае, если даны два состояния s_1 и s_2 автомата и множество входных последовательностей, всегда можно проверить, является ли данное множество r-различающим для состояний s_1 и s_2.

2. Методы построения тестов

В литературе известен ряд методов построения полных проверяющих тестов относительно отношения редукции для недетерминированных автоматов. Для того чтобы определить, является ли проверяемый автомат редукцией эталонного автомата, необходимо установить соответствие между состояниями проверяемого и эталонного автоматов. В различных методах используются разные способы установления такого соответствия. Например, в SC-методе используется семейство гармонизированных r-идентификаторов состояний эталонного автомата, которые прикладываются в r-различимых состояниях эталонного автомата и гарантируют, что никакое состояние проверяемого автомата не является редукцией двух r-различимых состояний эталонного автомата. Заметим, что при построении теста SC-методом r-идентификаторы строятся заранее и не изменяются в процессе построения теста. Кроме того, при построении проверяющих тестов для недетерминированных автоматов относительно редукции необходимо иметь в виду, что не каждое состояние недетерминированной спецификации может быть реализовано в ее редукции. Мы только знаем, что состояния, которые детерминированно достижимы из начального состояния недетерминированной спецификации, точно будут реализованы и в проверяемом автомате.

2.1. Достаточные условия полноты теста

Пусть $A = (S, X, Y, H, s_0)$ – эталонный автомат с попарно r-различимыми состояниями. Состояние s автомата A называется *детерминированно достижимым* (d-достижимым), если существует входная последовательность α такая, что A-after-α = {s}. Последовательность α называется d-передаточной последовательностью из s_0 в s. Любой автомат имеет, по крайней мере, одно d-достижимое состояние, а именно начальное состояние. Множество d-передаточных последовательностей, по которым достижимы все d-достижимые состояния автомата, называется *покрытием состояний автомата.*

Пусть A – эталонный автомат, в котором любая пара состояний является r-различимой, и n состояний детерминированно достижимы из начального состояния. Следующая теорема устанавливает достаточные условия полноты теста.

Теорема 1. Пусть $A = (S, X, Y, H, s_0)$ – полностью определенный недетерминированный автомат с попарно r-различимыми состояниями, $|S| \geq n$, Q – множество входных последовательностей, содержащее пустую последовательность, по которым d-достижимы n состояний автомата A и целое число $m \geq n$. Пусть TS – множество входных последовательностей автомата A, которое содержит множество QX^{m-n+1}. Множество TS есть m-полный тест, если

1. Для любых последовательностей α_i и $\alpha_j \in Q$ множество TS содержит подмножества $\alpha_i W$ и $\alpha_j W$, где W – r-различающее множество для состояний A-after-α_i и A-after-α_j.

2. Для каждой последовательности $\alpha_i \in Q$, каждой последовательности $\beta_j \in QPref(X^{m-n+1})$ и каждого состояния из множества A-after-β_j множество TS содержит последовательности $\alpha_i W$ и $\beta_j W$, где W – r-различающее множество для состояний A-after-α_i.

3. Для каждой последовательности $\alpha_i\beta$, $\alpha_i \in Q$, $|\beta| = m - n + 1$, любой выходной последовательности γ такой, что β/γ есть входо-выходная последовательность в состоянии A-после-α_i, и двух непустых префиксов β_1/γ_1 и β_2/γ_2 таких, что (A-after-α_i)-after-$\beta_1/\gamma_1 \neq$ (A-after-α_i)-after-$\alpha_i\beta_2/\gamma_2$, множество TS содержит последовательности $\alpha_i\beta_1 W$ и $\alpha_i\beta_2 W$, где W – r-различающее множество для состояний (A-after-α_i)-after-β_1/γ_1 и (A-after-α_i)-after-$\alpha_i\beta_2/\gamma_2$.

Следует отметить, что условия полноты теста, установленные в теореме, не являются необходимыми. Другими словами, для некоторых автоматов множество входных последовательностей является m-полным тестом, несмотря на то, что не для всех, указанных в условиях теоремы, пар состояний в тесте содержатся r-различающие множества.

Таким образом, аналогично случаю детерминированных автоматов, нет необходимости заранее строить r-различающие множества для эталонного автомата. Такие множества можно построить в процессе тестирования, начиная с множества QX^{m-n+1}. Более того, для проверки одного и того же состояния, которое является финальным состоянием различных переходов, можно использовать различные r-различающие множества.

Заметим, что если два состояния разделимы, то вместо r-различающих множеств можно использовать разделяющую последовательность.

2.2 Метод построения m-полного проверяющего теста относительно редукции

Пусть $A = (S, X, Y, H, s_0)$ – эталонный автомат с попарно r-различимыми состояниями. Предлагаемый метод построения m-полного проверяющего теста для автомата A заключается в следующем.

Вход. Полностью определенный недетерминированный наблюдаемый автомат $A = (S, X, Y, H, s_0)$ с попарно r-различимыми состояниями.

Выход. m-полный тест TS для автомата A относительно редукции.

Шаг 1. Определяем множество S_d, $|S_d| = n$, всех d-достижимых состояний автомата A и детерминированное покрытие Q автомата A такое, что $\varepsilon \in Q$ и $|Q| = |S_d|$.

Шаг 2. Строим множество $TS = QPref(X^{m-n+1})$.

Шаг 3. Для каждой пары последовательностей $\langle_i$, $\langle_j \in Q$, проверяем, содержит ли множество TS подмножества $\alpha_i W$ и $\alpha_j W$, где W – r-различающее множество для состояний A-after-α_i и A-after-α_j. Если для некоторой пары TS таких подмножеств не содержит, то включаем в TS подмножества $\alpha_i W$ и $\alpha_j W$.

Шаг 4. Для каждой последовательности $\beta \in QPref(X^{m-n+1})$ определяем состояния, в которые последовательность β переводит автомат A из начального состояния.

Для каждой последовательности $\langle \in Q$ и каждого состояния s из множества A-after-β, не равного A-after-$\langle$, проверяем, содержатся ли в тесте TS подмножества $\langle W$ и βW такие, что W – это r-различающее множество для состояний s и A-after-$\langle$. Если $\langle W$ и βW в тесте не содержатся, тогда включаем в TS подмножества $\langle W$ и βW, где W – произвольное r-различающее множество для состояний s и A-after-$\langle$.

Шаг 5. Для каждой последовательности $\langle \in Q$, каждой последовательности $\beta \in Pref(X^{m-n+1})$ и каждой входо-выходной последовательности β/γ в состоянии A-after-α рассматриваем все пары ее непустых префиксов β_1/γ_1 и β_2/γ_2 таких, что (A-after-α)-after-$\beta_1/\gamma_1 \neq$ (A-after-α)-afterβ_2/γ_2. Проверяем, содержатся ли в тесте подмножества $\alpha\beta_1 W$ и $\alpha\beta_2 W$, где W – r-различающее множество для состояний (A-after-α)-after-β_1/γ_1 и (A after-α)-after-β_2/γ_2. Если такие подмножества в тесте не содержатся, то включаем в TS подмножества $\alpha\beta_1 W$ и $\alpha\beta_2 W$, где W произвольное r-различающее множество для состояний (A-after-α)-after-$\beta_1/\gamma_1 \neq$ (A-after-α)-after-β_2/γ_2.

Пример 2. Рассмотрим автомат A с таблицей переходов-выходов (табл. 1). Построим m-полный тест относительно модели $<A, \leq, J_4(X)>$ предложенным методом. Все состояния автомата детерминированно достижимы из начального состояния, $Q = \{\varepsilon, y, yx, yxx\}$. Все четыре состояния автомата попарно r-различимы. Состояния 1 и 2 различимы множеством $\{xxy\}$, 1 и 3 – $\{y\}$, 1 и 4 – $\{xy\}$, 2 и 3 – $\{y\}$, 2 и 4 – $\{xx\}$, 3 и 4 – $\{x\}$. Длина 4-полного теста $TS = \{rxxxy, rxxy, rxy, ryyxy, ryxyxxy, ryxxyxy, ryxxxxy, ryxxxxxy, ryxxxy\}$, доставляемого вышеописанным методом, равна 52 с учетом сигнала сброса в начальное состояние. Заметим, что при использовании семейства гармонизированных идентификаторов $W_r(1) = \{xxy, xy, y\}$, $W_r(2) = \{xxy, xy, y\}$, $W_r(3) = \{y\}$, $W_r(4) = \{xy, y\}$ автомата A длина теста [1, 2] с учетом сигнала сброса в начальное состояние равна 86.

Заключение

В данной работе предложена модификация метода построения проверяющих тестов для недетерминированных автоматов относительно редукции на основе H-метода построения проверяющих тестов для детерминированных автоматов. Модифицированный метод доставляет полные, но более короткие тесты в классе $J_m(X)$, так как позволяет использовать для идентификации состояний уже построенную часть теста. Метод может использоваться для любых, возможно частичных, недетерминированных автоматов.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Petrenko A., Yevtushenko N., and Bochmann G.v.* Testing deterministic implementations from their nondeterministic specifications // Proceedings of the IFIP Ninth International Workshop on Testing of Communicating Systems. – Germany, 1996. – P. 125 – 140.
2. *Petrenko A., Yevtushenko N.* Conformance tests as checking experiments for partial nondeterministic FSM // Proceedings of the Fifth International Workshop on Formal Approaches to Testing of Software (FATES 2005). – 2005.
3. *Ветрова М.В.* Разработка алгоритмов синтеза и тестирования конечно-автоматных компенсаторов: Автореф. дис. ... канд. техн. наук. – Томск: ТГУ, 2004.
4. *Дорофеева М.Ю.* Исследование и разработка методов синтеза проверяющих тестов для конечных автоматов: Магистерская дис. – Томск, 2002. – 60 с.
5. *Гилл А.* Введение в теорию конечных автоматов. – М.: Наука, 1966. – 272 с.