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

К СИНТЕЗУ ТЕСТОВ ПО МУТАЦИОННОМУ АВТОМАТУ[1]

М.Л. Громов, М.Ю. Дорофеева, А.В. Коломеец

Томский государственный университет

E-mail: gromov@sibmail.com, drf@kitidis.tsu.ru, admiral@mail.tsu.ru

В данной работе предлагается новый метод построения проверяющих тестов для случая, когда класс неисправностей есть множество всех детерминированных, полностью определенных подавтоматов специального мутационного автомата, число состояний которого может быть больше, чем число состояний эталонного автомата. Метод наиболее эффективен для случая, когда мутационный автомат имеет достаточно много детерминированных переходов.

Ключевые слова: *конечный автомат, мутационный автомат, полный проверяющий тест.*

Введение

Одной из широко распространенных математических моделей при синтезе проверяющих тестов с гарантированной полнотой для дискретных управляющих систем являются конечные автоматы. Хорошо известны методы построения проверяющих тестов относительно модели «черного ящика» [1, 2], когда известна только верхняя оценка числа состояний проверяемого автомата. Эти методы доставляют качественные, но, к сожалению, очень длинные тесты. В ряде задач, таких как синтез тестов для расширенных автоматов, автоматных сетей и т.п., проверяющий тест может строиться относительно класса неисправностей, представленного как множество подавтоматов мутационного, в общем случае недетерминированного автомата. Наиболее известные методы синтеза проверяющих тестов относительно такого класса неисправностей разработаны для случая, когда эталонный и мутационный автоматы имеют одинаковое число состояний [3, 4]. Для случая, когда мутационный автомат имеет больше состояний, чем эталонный автомат, метод синтеза проверяющего теста предложен в работе [5]. Однако этот метод требует построения усеченного дерева преемников для пересечения эталонного и мутационного автоматов. Такой метод достаточно эффективен, если число возможных переходов из каждого состояния по каждому входному символу в мутационном автомате не слишком большое. В случае, когда степень недетерминизма переходов в мутационном автомате достаточно высокая, сложность построения усеченного дерева преемников для пересечения эталонного и мутационного автоматов резко возрастает. В данной работе, которая является продолжением работы [6], мы предлагаем метод построения проверяющих тестов относительно мутационного автомата, подобный методу, предложенному в работе [4], который не требует построения пересечения эталонного и мутационного автоматов. Согласно проведенным компьютерным экспериментам, метод является достаточно эффективным, когда мутационный автомат имеет много детерминированных переходов.

1. Основные понятия и определения

1.1. Конечные автоматы

Под *конечным автоматом* или просто *автоматом* в данной работе понимается *инициальный*, полностью определенный, возможно, недетерминированный автомат, т.е. шестерка $\mathcal{S} = (S, X, Y, h_S, s_0)$ [5], где S – конечное непустое множество *состояний* с выделенным *начальным состоянием* s_0, X и Y – конечные входной и выходной алфавиты соответственно, а $h_S \subseteq S{\times}X{\times}S{\times}Y$ – *отношение переходов*, в котором для каждой пары $(s,x) \in S{\times}X$ существует хотя бы одна пара $(s', y) \in S{\times}Y$, такая, что $(s, x, s', y) \in h_S$. Автомат называется *детерминированным*, если для каждой пары $(s, x) \in S{\times}X$ существует только одна пара $(s', y) \in S{\times}Y$ такая, что $(s, x, s', y) \in h_S$. В детерминированном полностью определенном автомате вместо отношения поведения обычно используют две функции: функцию переходов $\delta_S: S{\times}X \to S$ и функцию выходов $\lambda_S: S{\times}X \to Y$. Автомат $\mathcal{B} = (B, X, Y, h_B, b_0)$ называется *подавтоматом* автомата $\mathcal{S}$, если $B \subseteq S$, $b_0 = s_0$ и $h_B \subseteq h_S$.

Под действием любой входной последовательности $\alpha = x_1 \ldots x_k \in X^*$ в состоянии s в автомате $\mathcal{S}$ реализуется последовательность переходов $s = s_1 - (x_1/y_1) \to s_2 - \ldots \to s_k - (x_k/y_k) \to s_{k+1}$, где для всех $i = 1, \ldots, k$, $(s_i, x, s_{i+1}, y_i) \in h_S$ или $s_{i+1} = \delta_S(s_i, x_i)$ и $y_i = \lambda_S(s_i, x_i)$ в детерминированном автомате. Говорят, что последовательность α *переводит* автомат из состояния s в состояние s_{k+1}. При этом состояние s называется *начальным* со-

[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).

стоянием перехода, а состояние s_{k+1} – *конечным*. Последовательность $y_1...y_k \in Y^*$ называется *реакцией* автомата S на входную последовательность $\alpha = x_1...x_k$ в состоянии s и обозначается $out_S(s, \alpha)$. Если S – детерминированный автомат $(S, X, Y, \delta_S, \lambda_S, s_0)$, то для простоты вместо $out_S(s,\alpha)$ будем писать $\lambda_S(s, \alpha)$. Обозначим через X^* множество всех последовательностей конечной длины в алфавите X, включая пустую последовательность ε (длины 0, по определению). Кроме того, через X^m мы обозначаем множество всех последовательностей из X^*, содержащие m символов алфавита X, и для любого подмножества $U \subseteq X^*$ через $Pref(U)$ обозначается множество всех начальных отрезков последовательностей из U.

Как обычно, автомат называется *связным*, если для каждого состояния $s \in S$ существует последовательность, переводящая автомат из начального состояния в состояние s. Множество входных последовательностей, переводящих связный автомат из начального состояния во все состояния, называется *множеством достижимости* автомата.

Говорят, что состояния s_i и s_j автомата $S = (S, X, Y, h_S, s_0)$ *различимы*, если существует входная последовательность такая, что $out_S(s_i, \alpha) \neq out_S(s_j, \alpha)$. В этом случае последовательность α называется *различающей последовательностью* для состояний s_i и s_j. Если в полностью определенном автомате состояния не являются различимыми, то состояния называются *эквивалентными*. Автомат называется *приведенным*, если все его состояния попарно различимы. Два автомата S и Q *эквивалентны* (обозначается $S \cong Q$), если эквивалентны их начальные состояния, т.е. реакции автоматов на любую входную последовательность совпадают; в противном случае автоматы *различимы*, и последовательность α, для которой справедливо $out_S(s_0, \alpha) \neq out_Q(q_0, \alpha)$, *различает* их. *Идентификатором* состояния приведенного автомата называется множество последовательностей, различающих данное состояние со всеми остальными состояниями. Семейство $\{H_1, ..., H_n\}$ идентификаторов состояний эталонного автомата S называется *семейством гармонизированных идентификаторов*, если для каждой пары состояний $s_i, s_j \in S$ в пересечении идентификаторов H_i и H_j существует последовательность, начальный отрезок которой различает состояния s_i и s_j. Для каждого приведенного автомата можно построить семейство гармонизированных идентификаторов.

1.2. Проверяющие тесты для автоматов

При построении проверяющих тестов на основе автоматной модели предполагается, что поведение эталонной и проверяемой системы описано детерминированными, в нашем случае полностью определенными автоматами. Проверяемая система считается исправной, если автомат, описывающий ее поведение, эквивалентен эталонному автомату. В данной работе мы предполагаем, что поведение проверяемой системы описано одним из подавтоматов мутационного автомата. С использованием мутационного автомата можно описать важнейшие классы неисправностей, рассматриваемые в технической диагностике: константные неисправности, неисправности компоненты в автоматной сети, неисправности переходов/выходов в расширенных автоматах и т.п.

Пусть $S = (S, X, Y, \delta_S, \lambda_S, s_0)$ – детерминированный эталонный автомат. В данной работе мы полагаем, что автомат S является полностью определенным, приведенным и связным. Полностью определенный недетерминированный автомат $Q = (Q, X, Y, h_Q, q_0)$ такой, что S эквивалентен некоторому подавтомату автомата Q, называется *мутационным* автоматом [5], и через $Sub(Q)$ мы обозначаем множество всех полностью определенных подавтоматов автомата Q, которые описывают поведение всех проверяемых систем. Под *полным проверяющим тестом* TS для автомата S (относительно мутационного автомата Q) понимается конечное множество $TS \subseteq X^*$ входных последовательностей, которое для всякого автомата $I \in Sub(Q)$, не эквивалентного S, содержит последовательность $\alpha \in TS$, различающую автоматы S и I. *Длиной теста* называется сумма длин входящих в него последовательностей. Как обычно при построении тестов для инициальных автоматов, предполагается, что каждый автомат обладает исправным возвратным входным символом r, т.е. любой проверяемый автомат при подаче входного символа r переходит из любого состояния в начальное состояние. Каждая тестовая последовательность начинается с возвратного символа r и, таким образом, подается на проверяемый автомат в начальном состоянии.

2. Построение тестов относительно мутационного автомата

Все так называемые бесепереборные методы построения проверяющих тестов для автоматов состоят из двух этапов [1, 3 – 5]. На первом этапе строится множество входных последовательностей, которое является множеством достижимости для каждого проверяемого автомата. На втором этапе проверяется соответствие между переходами в эталонном и проверяемом автоматах. Известно, что если эталонный автомат имеет n состояний и V – множество достижимости эталонного автомата, то при определенных условиях множество VX^{m-n} есть множество достижимости любого автомата с m состояниями. Однако если известно, что каждый проверяемый автомат является подавтоматом мутационного автомата с большим количеством детерминированных переходов, множество VX^{m-n} можно значительно сократить [6]. В данной работе при построении теста предлагается использовать информацию о детерминированных переходах в мутационном автомате как для сокращения множества достижимости, так и для сокращения множества проверяемых переходов.

2.1. Построение множества достижимости для подавтоматов мутационного автомата

Известно, что в мутационном автомате часть переходов являются детерминированными, т.е. нам известны определенные переходы в любом проверяемом автомате, который является подавтоматом мутационного автомата. В проверяемом автомате неизвестными являются только переходы, которые соответствуют недетерминированным переходам мутационного автомата, так как в этом случае не известно, в какое состояние и с каким выходом переходит проверяемый автомат. Используя при построении теста известную информацию о детерминированных переходах в мутационном автомате, можно построить множество входных последовательностей, которое будет множеством достижимости в любом проверяемом подавтомате заданного мутационного автомата, поведение которого совпадает с поведением эталонного автомата S на специальном конечном множестве входных последовательностей. Построенное таким образом множество не обязательно будет включать все входные последовательности длины m-n, т.е. будет короче, чем множество VX^{m-n}, построенное для модели «черного ящика».

Пусть H_i – идентификатор состояния s_i, $s_i \in S$, в эталонном автомате. Будем говорить, что идентификатор H_i *детерминировано отличает* состояние s_i от состояния q_i мутационного автомата, если состояние q_i различимо с состоянием s_i по последовательностям из H_i, которые в состоянии q_i проходят только через детерминированные переходы в мутационном автомате.

Алгоритм 1. Построение множества достижимости для любого подавтомата мутационного автомата M с m состояниями, $m \geq n$.

Вход. $S = (S, X, Y, \delta_S, \lambda_S, s_0)$ – приведенный эталонный автомат с n состояниями и входным алфавитом X, $H = \{H_1,..., H_n\}$ – семейство гармонизированных идентификаторов автомата S, мутационный автомат $Q = (Q, X, Y, h_Q, q_0)$ с m состояниями, $m \geq n$.

Выход. Множество тестовых последовательностей TS_1 и множество входных последовательностей CS такое, что CS есть множество достижимости для любого автомата $I \in Sub(Q)$, если реакции автоматов I и S на любую последовательность из множества TS_1 совпадают.

Шаг 1. Определим множество Q_1 всех состояний мутационного автомата Q, которые достижимы из начального состояния по детерминированным переходам, и построим префикс замкнутое множество последовательностей V_1, переводящее мутационный автомат во все состояния множества Q_1. Обозначим через S_1 множество состояний эталонного автомата S, которые достигаются по последовательностям из V_1, и если $S_1 \neq S$, то построим множество последовательностей V_2 для достижения состояний $S \setminus S_1$ эталонного автомата S такое, что $V = V_1 \cup V_2$ является префикс замкнутым.

Положим $CS{:} = V$. Для каждой последовательности $\beta \in CS$, которая переводит эталонный автомат в состояние $s_i = \delta_S(s_0, \beta)$, включаем в множество TS_1 последовательности βH_i. Если $|V| = m$, то Шаг 4.

Шаг 2. Для каждого состояния $s_i \in S$ определим множество $d(s_i) \subseteq Q$ состояний мутационного автомата Q, различимых с состоянием s_i по последовательностям из идентификатора H_i, которые в соответствующем состоянии мутационного автомата проходят только через детерминированные переходы.

Шаг 3. Для каждой последовательности $\alpha \in V$ и каждой последовательности $x\mu$ длины $m - |V| + 1$ такой, что $\alpha \in V_1$ и переход из состояния, достижимого в мутационном автомате по α из начального состояния, под действием входного символа x недетерминированный, либо $\alpha \in V_2$, определяем наименьшее подмножество непустых префиксов χ_1, ..., χ_k последовательности $x\mu$ такое, что $k + |S_2|$ больше мощности множества $(\bigcup_{j=1}^{k} Q \setminus d(\delta_s(s_1, \alpha\gamma_l)) - Q_1)$. В множество достижимости CS включаем все последовательности $\alpha\nu$, где ν – собственный префикс χ_k. В множество TS_1 включаем последовательности $\alpha\chi_j H_j$, где H_j – идентификатор состояния, достижимого из начального состояния по последовательности $\alpha\chi_j$, $j = 1, \ldots, k$.

Шаг 4. Удаляем из полученного множества TS_1 все последовательности, которые в начальном состоянии мутационного автомата проходят только через детерминированные переходы.

Утверждение 1. Если реакции проверяемого автомата $I \in Sub(Q)$ и эталонного автомата S совпадают на все последовательности множества TS_1, построенного по алгоритму 1, то множество последовательностей CS является множеством достижимости проверяемого автомата I.

Доказательство. Пусть $I \in Sub(Q)$, $I = (I, X, Y, \delta_I, \lambda_I, i_0)$, $I \subseteq Q$, $i_0 = q_0$, и реакции автоматов S и I совпадают на любую последовательность из множества TS_1. Тогда последовательности множества V переводят автомат I из начального состояния в $|V|$ различных состояний. Соответственно автомат I можно перевести в любое состояние, достижимое из начального состояния, из одного из этих состояний последовательностью, длина которой не превышает $m - |V|$. Рассмотрим произвольную последовательность $a\gamma$ длины $m - |V|$, приложенную после некоторой последовательности $\beta \in V_1$, причем переход из состояния $\delta_I(i_0, \beta)$ по входному символу α является детерминированным. В этом случае состояние $\delta_I(i_0, \beta)$ детерминировано достижимо в автомате Q, т.е. это состояние достижимо по некоторой последовательности β' из множества V_1, и, следовательно, любое состояние, достижимое в автомате I по последовательности γ, приложенной в состояние $\delta_I(i_0,\beta)$, может быть достигнуто по последовательности γ, приложенной в состоянии $\delta_I(i_0,\beta')$. Поэтому мы не включаем последовательность $\beta a\gamma$ в множество достижимости CS.

Пусть теперь существует множество непустых префиксов $\chi_1, ..., \chi_k$ последовательности $a\gamma$ такое, что $k + |S_2|$ больше мощности множества $(\bigcup_{j=1}^{k} Q \setminus d(\delta_s(s_1, \alpha\gamma_j)) - Q_1)$. Заметим, что $|S_2|$ различных состояний мутационного автомата уже достижимы после последовательностей множества V, если реакции автоматов I и S на любую последовательность из множества TS_1 совпадают. Если после некоторого префикса появится состояние из Q_1, то все состояния, которые достижимы из этого состояния, являются достижимыми по некоторой входной последовательности из подходящего состояния $\delta_I(i_0,\beta)$, $\beta \in V_1$. Таким образом, остается только $|(\bigcup_{j=1}^{k} Q \setminus d(\delta_s(s_1, \alpha\gamma_j)) - Q_1)|$ новых состояний в автомате I, которые могут быть достигнуты после этих префиксов в автомате I. Таким образом, префикс χ_k переведет автомат I в состояние, которое достигается по некоторой другой последовательности из CS. ■

Утверждение 2. Пусть реакции проверяемого автомата $I \in Sub(Q)$ и эталонного автомата совпадают на множестве последовательностей TS_1, построенном по алгоритму 1. Тогда для любого состояния $s_j \in S$ и любой последовательности $\beta \in CS$ справедливо: $\delta_I(s_1, \beta) \cong_{H_j} \delta_S(s_0,\beta)$, т.е. существует отображение f множества I состояний проверяемого автомата на множество S состояний эталонного автомата со свойством: $f(i) = s_j \Leftrightarrow i \cong_{H_j} s_j$.

Пример 1. Построим множество достижимости по предложенному алгоритму для автомата S с $n = 3$, входным алфавитом $\{a, b, c\}$, выходным алфавитом $\{e, f, g\}$, таблица переходов-выходов которого изображена на рис.1, относительно класса неисправностей $Sub(Q)$; таблица переходов-выходов автомата Q изображена на рис. 2, где «–» показаны недетерминированные переходы мутационного автомата. В качестве семейства гармонизированных идентификаторов можно взять семейство H_1, H_2, H_3, где $H_1 = \{b\}$, $H_2 = \{a, b\}$, $H_3 = \{a, b\}$.

S	s_1	s_2	s_3
a	s_2/f	s_3/e	s_2/f
b	s_3/g	s_1/e	s_1/e
c	s_3/e	s_2/f	s_1/f

Рис. 1. Эталонный автомат S

Q	q_1	q_2	q_3	q_4	q_5
a	–	q_5/f	–	–	–
b	q_4/g	q_3/e	q_5/e	q_1/e	q_1/e
c	–	q_1/f	–	–	–

Рис. 2. Мутационный автомат Q

Построим $Q_1 = \{q_1, q_4\}$ – множество состояний, которые детерминированно достижимы в мутационном автомате Q, $V_1 = \{\varepsilon, b\}$ – множество последовательностей, переводящее автомат во все состояния множества Q_1; $S_1 = \{s_1, s_3\}$ – множество состояний эталонного автомата, которые достигаются по последовательностям из V_1. Тогда $S \setminus S_1 = \{s_2\}$ и $V_2 = \{a\}$ – последовательность, переводящая автомат S в состояние s_2. Таким образом, $V = V_1 \cup V_2 = \{\varepsilon, a, b\}$. Далее найдем $d(s_1) = \{q_2, q_3, q_4, q_5\}$ – подмножество состояний мутационного автомата, которые различимы с состоянием s_1 по последовательностям из H_1, которые в состояниях q_2, q_3, q_4, q_5, проходят только через детерминированные переходы в мутационном автомате. Аналогичным образом определим $d(s_2) = \{q_1, q_2\}$, $d(s_3) = \{q_1, q_2\}$. Для каждой последовательности $\alpha \in V$, построим последовательности длины $m - |V| + 1 = 3$. Воспользовавшись правилом усечения последовательностей согласно шагу 3 алгоритма 1, получим $CS = \{\varepsilon, a, b, c, aa, ab, ac, ba, bc\}$. Для каждой последовательности $\beta \in CS$, которая переводит эталонный автомат из начального состояния в состояние s_i, включаем в множество TS_1 последовательности βH_i, где H_i – идентификатор состояния s_i. Таким образом, $TS_1 = \{r.\varepsilon.H_1, r.a.H_2, r.b.H_3, r.c.H_3, r.aa.H_3, r.ab.H_1, r.ac.H_2, r.ba.H_2, r.bc.H_1, r.aa.H_3, r.ab.H_1, r.ac.H_2, r.ca.H_2, r.cb.H_1, r.cc.H_1, r.a.aa.H_2, r.a.ab.H_1, r.a.ac.H_1, r.a.ba.H_2, r.a.bb.H_3, r.a.bc.H_3, r.a.ca.H_3, r.a.cb.H_1, r.a.cc.H_2, r.b.aa.H_3, r.b.ab.H_1, r.b.ac.H_2, r.b.ca.H_2, r.b.cb.H_3, r.b.cc.H_3\}$. Заметим, что длина последовательностей множества достижимости для модели «черного ящика» составляет 74, в нашем случае длина последовательностей множества CS равна 14.

Пусть $S = (S, X, Y, \delta_S, \lambda_S, s_0)$ – приведенный эталонный автомат с n состояниями и входным алфавитом X. Пусть $H = \{H_1,\ldots, H_n\}$ – семейство гармонизированных идентификаторов автомата S и $Q = (Q, X, Y, h_Q, q_0)$ – мутационный автомат с m состояниями. Пусть TS_1 – множество тестовых последовательностей и CS – множество достижимости, построенные по алгоритму 1.

Как правило, проверяющий тест строится в два этапа: на первом шаге устанавливается отображение между состояниями проверяемого и эталонного автоматов (так называемая *идентификация состояний*) или устанавливается, что такого соответствия не существует; в последнем случае проверяемый автомат не эквивалентен эталонному. На втором шаге проверяется соответствие между переходами автоматов. Согласно утверждению 2, в нашем случае множество последовательностей TS_1 устанавливает необходимое соответствие между состояниями проверяемого и эталонного автоматов, если реакции проверяемого и эталонного автоматов совпадают на каждую последовательность множества TS_1.

Следующая часть теста TS_2 строится для проверки переходов проверяемого автомата. Можно выделить специальные случаи, когда тест строится только для проверки недетерминированных переходов мутационного автомата.

Случай 1. Последовательность $\beta \in CS$, приложенная в начальном состоянии мутационного автомата, проходит только через детерминированные переходы.

Если последовательность β проходит только через детерминированные переходы в мутационном автомате, то определяем состояние, в которое β переводит мутационный автомат. В этом случае из состояния автомата Q, достижимого по последовательности β, будем проверять только недетерминированные переходы. Таким образом, в тест TS_2 включаются последовательности

$$r.\beta.x.H_k, \qquad (1),$$

такие, что переход под действием входного символа x в состояние, в которое β переводит мутационный автомат, является недетерминированным и H_k – идентификатор состояния s_k автомата S, которое достигается по последовательности $r.\beta.x$ в эталонном автомате.

Случай 2. Последовательность $\beta \in CS$, приложенная в начальном состоянии мутационного автомата, проходит через недетерминированные переходы, однако идентификатор H_j состояния $s_j = \delta_S(s_0, \beta)$, достижимого по последовательности β в эталонном автомате, детерминированно различает состояние s_j от всех состояний мутационного автомата, кроме некоторого состояния q_i, т.е. $|d(s_j)| = m - 1$. В этом случае единственным состоянием, которое достигается по последовательности β в проверяемом автомате $I \in Sub(Q)$, который реагирует на все последовательности из TS_1 так же, как эталонный автомат, будет состояние q_i. В случае, если в мутационном автомате переход из состояния q_i под действием входного символа α является детерминированным, то этот переход не требует проверки. Таким образом, последовательности для проверки переходов после подачи последовательности β строятся также по формуле (1).

Случай 3. Последовательность $\beta \in CS$, приложенная в начальном состоянии мутационного автомата, проходит через недетерминированные переходы, и существуют несколько состояний в мутационном автомате, которые детерминированно неразличимы с состоянием $s_j = \delta_S(s_0, \beta)$ посредством идентификатора H_j. В этом случае в тест TS_2 включаются последовательности, проверяющие все переходы из состояния $\delta_S(s_0, \beta)$, т.е. последовательности строятся по формуле (1) для всех входных символов.

Таким образом, при построении теста по мутационному автомату строится множество достижимости CS и множество тестовых последовательностей TS_1, как описано в алгоритме 1. Далее рассматриваются последовательности $\beta \in CS$ и строится множество TS_2. Для случаев 1 и 2 в тест TS_2 включаются последовательности, проверяющие только недетерминированные переходы из соответствующего состояния мутационного автомата. Если ни один из случаев не имеет места, то в тест TS_2 включаются последовательности, построенные по формуле (1) для каждого входного символа в состоянии $\delta_S(s_0,\beta)$.

Утверждение 3. Пусть S – эталонный автомат, $I \in Sub(Q)$ – проверяемый автомат, $H = \{H_1,\ldots, H_n\}$ – семейство гармонизированных идентификаторов автомата S. Пусть, кроме того, CS – префикс-замкнутое множество достижимости, построенное по алгоритму 1. Если реакции проверяемого и эталонного автоматов совпадают на множестве последовательностей $TS = TS_1 \cup TS_2$, то автоматы S и I эквивалентны.

Пример 2. Построим полный проверяющий тест рассмотренным выше методом для эталонного автомата S (рис. 1) и мутационного автомата Q (рис. 2). Заметим, что идентификатор $H_1 = \{b\}$ различает состояние s_1 со всеми состояниями мутационного автомата, кроме состояния q_1, по последовательности, которая проходит только через детерминированные переходы автомата Q. В нашем примере $CS = \{\varepsilon, a, b, c, aa, ab, ac, ba, bc\}$ – множество достижимости, построенное по алгоритму 1; $TS_1 = \{rbb, rcaa, rcab, rcbb, rccb, rbaaa, rbaab, rbabb, rbaca, rbacb, rbcaa, rbcab, rbcba, rbcbb, rbcca, rbccb, raaaa, raaab, raabb, raacb, rabaa, rabab, rabba, rabbb, rabca, rabcb, racaa, racab, racbb, racca, raccb\}$ – множество тестовых последовательностей, построенных по алгоритму 1. Напомним, что множество TS_1 используется для идентификации состояний проверяемого автомата. На втором этапе построения теста устанавливается соответствие между переходами проверяемого и эталонного автоматов. Для проверки переходов тестовые последовательности строим следующим образом. Рассмотрим каждую последовательность $\beta \in CS$. Последовательность $\varepsilon \in CS$ переводит эталонный и мутационный автоматы в состояния s_1, q_1 соответственно и не проходит через недетерминированные переходы в мутационном автомате (см. случай 1, п. 2.2). В этом случае из состояния s_1 будем проверять только те переходы, которые соответствуют недетерминированным переходам в мутационном автомате из состояния q_1: s_1-$a \rightarrow s_2$ и s_1-$c \rightarrow s_3$. Для их проверки строим последовательности по формуле 1: $r.\varepsilon.a.H_2$ и $r.\varepsilon.c.H_3$. Далее рассмотрим последовательность $a \in CS$. Последовательность a переводит эталонный автомат в состояние s_2, однако в мутационном автомате последовательность проходит через недетерминированный переход (см. случай 3, п. 2.2). В этом случае из состояния s_2 необходимо проверить все переходы, в том числе и детерминированные. Таким образом, тестовые последовательности имеют вид: $r.a.a.H_3$, $r.a.b.H_1$ и $r.a.c.H_2$ соответственно. Последовательность ab проходит через недетерминированные переходы в мутационном автомате, однако идентификатор $H_1 = \{b\}$ состояния s_1, достижимом по последовательности ab в эталонном автомате, детерминированно различает состояние s_1 со всеми состояниями мутационного автомата, кроме состояния q_1 (случай 2, п. 2.2). Поэтому после последовательности ab проверяем только недетерминированные переходы в состоянии q_1. Рассмотрев каждую последовательность из множества CS, получим TS_2 = {*raaaa*, *raaab*, *raabb*, *raacb*, *rabaa*, *rabab*, *rabca*, *rabcb*, *racaa*, *racab*, *racbb*, *racca*, *raccb*, *rbaaa*, *rbaab*, *rbabb*, *rbaca*, *rbacb*, *rbcaa*, *rbcab*, *rbcca*, *rbccb*, *rcaa*, *rcab*, *rcbb*, *rccb*, *rbcb*, *rabb*}. Полный проверяющий тест для автомата S относительно мутационного автомата Q имеет вид $TS = TS_1 \cup TS_2$ = {*rbb*, *raaaa*, *raaab*, *raabb*, *raacb*, *rabaa*, *rabab*, *rabba*, *rabbb*, *rabca*, *rabcb*, *racaa*, *racab*, *racbb*, *racca*, *raccb*, *rbaaa*, *rbaab*, *rbabb*, *rbaca*, *rbacb*, *rbcaa*, *rbcab*, *rbcba*, *rbcbb*, *rbcca*, *rbccb*, *rcaa*, *rcab*, *rcbb*, *rccb*}. Длина построенного теста с учетом сигнала сброса в начальное состояние r равна 149. Длина полного теста, построенного *HSI*-методом для модели «черного ящика» с числом состояний не больше 5, равна 510.

Заключение

В работе предложен метод построения тестов относительно мутационного автомата в случае, когда число состояний проверяемого автомата может превышать число состояний эталонного автомата. В предложенном методе используется информация о детерминированной части мутационного автомата. Это позволяет значительно сократить длину теста по сравнению с методами, в которых полный проверяющий тест строится относительно модели «черного ящика».

Авторы благодарят за помощь в подготовке статьи профессора Н.В. Евтушенко.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Василевский М.П.* О распознавании неисправности автоматов // Кибернетика. – 1973. – № 4. – С. 93 – 108.
2. *Гилл А.* Введение в теорию конечных автоматов. – М.: Наука, 1966.– 272 с.
3. *Petrenko A.*, *Yevtushenko N.* Test suite generation for a FSM with a given type of implementation errors. Proc. 12th Int. Workshop on Protocol Specification, Testing and Verification, 1992. – P. 229 – 243.
4. *El-Fakih K.*, *Yevtushenko N.*, *and Bochmann G.v.* FSM-based incremental conformance testing methods // IEEE Transactions on Software Engineering. – V. 30(7). – P. 425 – 436.
5. *Куфарева И. Б.* Применение недетерминированных автоматов в задачах синтеза проверяющих тестов в системах логического проектирования: Автореф. дис. ... канд. техн. наук. – Томск: ТГУ, 2000.
6. *Dorofeeva M.*, *El-Fakih Kh.*, *Yevtushenko N.* Incremental testing methods for implementations with more states than specifications // Вестник ТГУ. Приложение. – 2004. – № 9 (I). – С. 163 – 168.