ВЕСТНИК ТОМСКОГО ГОСУДАРСТВЕННОГО УНИВЕРСИТЕТА

2008 Управление, вычислительная техника и информатика № 3(4)

ПРОЕКТИРОВАНИЕ И ДИАГНОСТИКА ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ

УДК 618.5:519.68

М.Л. Громов

МЕТОД ПОСТРОЕНИЯ ПОЛНОГО ПРОВЕРЯЮЩЕГО ТЕСТА ДЛЯ ВХОДО-ВЫХОДНЫХ ПОЛУАВТОМАТОВ

В данной работе рассматривается задача нахождения полного проверяющего теста с гарантированной полнотой для входо-выходных полуавтоматов с молчанием. Решить задачу предлагается воспользовавшись известными методами нахождания проверяющего теста для автоматов, для чего расширяется понятие квази-редукции для автоматов и вводится преобразование полуавтоматов в автоматы и преобразование тестов для автоматов в тесты для полуавтоматов.

Ключевые слова: *полуавтомат*, *автомат*, *тест*, *полный проверяющий тест*, *пересечение полуавтоматов*, *пересечение автоматов.*

При построении проверяющих тестов для дискретных реактивных систем наиболее активно используются две модели с конечным числом переходов: конечные автоматы [1] и входо-выходные полуавтоматы [2]. Для каждой из моделей существуют свои отношения конформности (соответствия) и свои методы построения проверяющих тестов с гарантированной полнотой, которые для каждой из моделей имеют свои достоинства и недостатки. В частности, в теории автоматов хорошо развиты методы синтеза конечных проверяющих тестов при условии, что множество проверяемых автоматов является конечным, например, содержит все автоматы, число состояний которых не превышает некоторого целого числа. В теории полуавтоматов таких методов, насколько известно автору, пока не предложено. С другой стороны, методы синтеза проверяющих тестов в теории автоматов в основном развиты для тестирования детерминированных автоматов относительно эквивалентности, и по этой причине практически все известные методы доставляют безусловные тесты. В теории входо-выходных полуавтоматов тестирование с самого начала было адаптивным; поэтому основное внимание уделяется синтезу условных тестов. Поскольку обе модели принадлежат классу так называемых моделей с конечным числом переходов, то представляет интерес возможность объединить достоинства известных методов для обеих моделей с точки зрения построения наиболее эффективных тестов. Однако, несмотря на общие свойства двух моделей, известно, что автоматический перенос методов при переходе от одной модели к другой не является возможным. Методы должны быть соответствующим образом адаптированы. В данной работе показывается, каким образом можно построить полный проверяющий тест для входо-выходного полуавтомата относительно классического отношения **ioco** на основе полного проверяющего теста для конечного автомата относительно специального отношения *квази-редукции*, обобщающего ранее известное определение [1]. Для построения полного проверяющего теста относительно расширенной квази-редукции можно использовать методы синтеза полных проверяющих тестов относительно старого понятия квази-редукции с соблюдением некоторых ограничений.

Структура работы следующая. В разделе 1 мы напоминаем основные определения для входо-выходных полуавтоматов и конечных автоматов. В разделе 2 показываем, что входо-выходной полуавтомат можно преобразовать в конечный автомат таким образом, что преобразованные автоматы находятся в отношении квази-редукции, если и только если исходные полуавтоматы находятся в отношении **ioco**. В разделе 3 показывается, каким образом можно построить полный проверяющий тест для входо-выходного полуавтомата на основе проверяющего теста для соответствующего автомата.

1. Определения

В данной работе мы рассматриваем детерминированные входо-выходные полуавтоматы с дополнительным, так называемым молчащим, выходным символом, то есть мы предполагаем, что при тестировании системы имеется возможность наблюдать отсутствие выходного сигнала, соответственно автоматы предполагаются наблюдаемыми. Переход к таким полуавтоматам и автоматам является допустимым с точки зрения теории, так как для каждого полуавтомата (автомата) существует эквивалентный (с тем же набором входо-выходных последовательностей) детерминированный полуавтомат (наблюдаемый автомат). В этой части мы вводим основные определения и понятия для входо-выходных полуавтоматов с молчанием (которые мы будем для краткости называть просто полуавтоматами) и автоматов. Определения для полуавтоматов взяты из [2], для автоматов – из [1].

1.1. Входо-выходные полуавтоматы

Определение 1. Под *входо-выходным полуавтоматом* (или просто *полуавтоматом*) с входным алфавитом I и выходным алфавитом O будем понимать пятёрку $\langle S, I, O, \lambda, s_0\rangle_L$, где S – непустое множество состояний с выделенным начальным состоянием s_0; I и O – непересекающиеся непустые множества входных и выходных действий соответсвенно, объединение которых мы обозначаем как A. Отношение переходов $\lambda \subseteq S \times A \times S$ есть функция, отображающая подмножество множества $S \times A$ в S.

Пусть $L = \langle S, I, O, \lambda, s_0\rangle_L$ – некоторый полуавтомат, а s, s', … – состояния из S. Будем использовать следующие сокращённые записи: для всех действий a мы пишем $s \xrightarrow{a} s'$, если и только если $\langle s, a, s'\rangle \in \lambda$, $s \xrightarrow{a}$, если и только если существует такое состояние $s' \in S$, что $s \xrightarrow{a} s'$, и $s \not\xrightarrow{a}$, если и только если для всех $s' \in S$ *не выполняется* $s \xrightarrow{a} s'$.

В теории входо-выходных полуавтоматов понятие *молчания* [2] вводится следующим образом:

Определение 2. Состояние $s \in S$ полуавтомата $L = \langle S, I, O, \lambda, s_0\rangle_L$ назовём молчащим (устойчивым), если и только если для всякого a из O справедливо

$s \overset{a}{\not\longrightarrow}$. Для удобства дальнейших рассуждений введём предикат $\delta(s)$, принимающий значение «**истина**», если и только если состояние s – молчащее.

Неформально, полуавтомат, находясь в устойчивом состоянии, «отказывается» произвести какой-либо выходной сигнал. На практике наблюдаемость «молчания» обеспечивается введением определенного промежутка времени, в течение которого система «обязана» произвести выходной сигнал, если таковой возможен в текущем состоянии. Если в течение этого промежутка времени выходной сигнал от системы не поступает, то предполагается, что система достигла своего устойчивого состояния. Пусть $\delta \notin A$ – новый выходной символ, обозначающий возможность наблюдать молчание; A_δ – сокращённая запись для $A \cup \{\delta\}$. Пусть $\sigma \in A_\delta^*$, $a \in A_\delta$ и $s, s', s'' \in S$. Тогда, расширяя отношение переходов на последовательности, можно ввести новое отношение $\Rightarrow \subseteq S \times A_\delta^* \times S$ как наименьшее множество, удовлетворяющее следующим правилам:

$$\frac{}{s \overset{\varepsilon}{\Rightarrow} s}, \qquad \frac{s \overset{\sigma}{\Rightarrow} s' \wedge s' \overset{a}{\longrightarrow} s''}{s \overset{\sigma.a}{\Rightarrow} s''}, \qquad \frac{s \overset{\sigma}{\Rightarrow} s' \wedge \delta(s')}{s \overset{\sigma.\delta}{\Rightarrow} s'}.$$

Здесь ε – пустая последовательность. Будем писать $s \overset{\sigma}{\Rightarrow} s'$ тогда и только тогда, когда $\langle s, \sigma, s' \rangle \in \Rightarrow$; $s \overset{\sigma}{\not\Rightarrow}$ тогда и только тогда, когда для всех $s' \in T$ выполняется $\langle s, \sigma, s' \rangle \notin \Rightarrow$, где $\sigma \in A_\delta^*$

Для формализации описания мы вводим следующие операторы и функции (здесь $S' \subseteq S$, $s, s' \in S$, $\sigma \in A_\delta^*$):

1. $[s]_\sigma \overset{\text{def}}{=} \{s' \in S \mid s \overset{\sigma}{\Rightarrow} s'\}$ – множество состояний, достижимых из состояния s по последовательности σ. Поскольку здесь мы рассматриваем детерминированные полуавтоматы, то это множество состоит не более чем из одного элемента. Соответственно для S' полагаем $[S']_\sigma \overset{\text{def}}{=} \bigcup_{s \in S'} [s]_\sigma$.

2. $\mathbf{out}(s) \overset{\text{def}}{=} \{a \in O \mid s \overset{a}{\longrightarrow}\} \cup \{\delta \mid \delta(s)\}$ – множество выходных символов, включая специальный символ δ, определённых в состоянии s. Для S' полагаем $\mathbf{out}(S') \overset{\text{def}}{=} \bigcup_{s \in S'} \mathbf{out}(s)$.

3. $\mathbf{in}(s) \overset{\text{def}}{=} \{i \in I \mid s \overset{i}{\longrightarrow}\}$ – множество входных символов, определённых в состоянии s. Для S' полагаем $\mathbf{in}(S') \overset{\text{def}}{=} \bigcup_{s \in S'} \mathbf{in}(s)$.

4. $s-traces(s) \overset{\text{def}}{=} \{\sigma \in A_\delta^* \mid s \overset{\sigma}{\Rightarrow}\}$ – язык полуавтомата с учётом молчащего символа δ.

5. $traces(s) \overset{\text{def}}{=} s-traces(s) \cap A^*$ – язык полуавтомата без учёта молчащего символа δ.

6. $\mathbf{der}(s) \overset{\text{def}}{=} \bigcup_{\sigma \in A_\delta^*} [s]_\sigma$ – множество состояний, достижимых из состояния s.

7. $\mathbf{init}(s) \overset{\text{def}}{=} \{a \in A_\delta \mid s \xrightarrow{a}\}$ – множество всех действий, включая δ, определённых в состоянии s.

В этой работе мы рассматриваем только связные полуавтоматы, то есть такие полуавтоматы $L = \langle S, I, O, \lambda, s_0 \rangle_L$, для которых верно $\mathbf{der}(s_0) = S$, то есть всякое состояние достижимо из начального.

Утверждение 1. Введённые операторы обладают следующими свойствами:

1.1. Для всех состояний s полуавтомата верно $\mathbf{out}(s) \neq \varnothing$.

1.2. Если для некоторого состояния s полуавтомата и некоторой последовательности $\sigma \in A_\delta^*$ выполняется $s \overset{\sigma}{\not\Rightarrow}$, то $[s]_\sigma = \varnothing$.

1.3. $\mathbf{out}(\varnothing) = \varnothing$.

1.4. $[\varnothing]_a = \varnothing$ для любого $a \in A_\delta$.

Общие свойства двух полуавтоматов удобно характеризовать с помощью пересечения [3]:

Определение 3. Пусть $L_1 = \langle S_1, I, O, \lambda_1, s_{01} \rangle_L$ и $L_2 = \langle S_2, I, O, \lambda_2, s_{02} \rangle_L$ – два (детерминированных) входо-выходных полуавтомата. Пересечением полуавтоматов L_1 и L_2 назовём полуавтомат $L_1 \cap L_2 = \langle S, I, O, \lambda, \langle s_{01}, s_{02} \rangle \rangle_L$, где $S \subseteq S_1 \times S_2$ – минимальное множество, полученное с использованием следующего правила для λ:

$$\frac{s \xrightarrow{a} s_1' \wedge s_2 \xrightarrow{a} s_2'}{\langle s_1, s_2 \rangle \xrightarrow{a} \langle s_1', s_2' \rangle}, \quad \text{где } s_1, s_1' \in S_1 \;\; s_2, s_2' \in S_2.$$

Согласно [3], пересечение обладает следующими свойствами:

Утверждение 2. Пусть $L_1 \cap L_2 = \langle S, I, O, \lambda, \langle s_{01}, s_{02} \rangle \rangle_L$ – пересечение заданных полуавтоматов $L_1 = \langle S_1, I, O, \lambda_1, s_{01} \rangle_L$ и $L_2 = \langle S_2, I, O, \lambda_2, s_{02} \rangle_L$. Тогда справедливо следующее:

2.1. $\mathbf{init}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{init}(s_1) \cap \mathbf{init}(s_2)$, где $s_1 \in S_1$, $s_2 \in S_2$ и $\langle s_1, s_2 \rangle \in S$.

2.2. $s - traces(\langle s_1, s_2 \rangle) = s - traces(s_1) \cap s - traces(s_2)$.

2.3. $s_1 \overset{\sigma}{\not\Rightarrow} s_1'$ и $s_2 \overset{\sigma}{\not\Rightarrow} s_2'$ тогда и только тогда, когда $\langle s_1, s_2 \rangle \overset{\sigma}{\not\Rightarrow} \langle s_1', s_2' \rangle$, где $s_1, s_1' \in S_1$, $s_2, s_2' \in S_2$ и $\sigma \in A_\delta^*$.

2.4. $L_1 \cap L_2$ – связный автомат.

Определение 4. Пусть $L = \langle S, I, O, \lambda, s_0 \rangle_L$. Состояние $s \in S$ называется полностью определённым по входам или просто полностью определённым, если в нём и во всех состояниях, достижимых из него, определены переходы по всем входным символам. Если начальное состояние s_0 полуавтомата L полностью определено, то сам полуавтомат назовём полностью определённым.

Определение 5. Пусть $L_1 = \langle S_1, I, O, \lambda_1, s_{01} \rangle_L$ и $L_2 = \langle S_2, I, O, \lambda_2, s_{02} \rangle_L$. Полуавтомат L_1 находится в отношении **ioco** с L_2 (обозначение $L_1 \,\mathbf{ioco}\, L_2$) тогда и только тогда, когда L_1 – полностью определённый полуавтомат и для всякой последовательности σ из $s - traces(s_{02})$ справедливо $\mathbf{out}([s_{01}]_\sigma) \subseteq \mathbf{out}([s_{02}]_\sigma)$.

Утверждение 3. Пусть $L_1 = \langle S_1, I, O, \lambda_1, s_{01} \rangle_L$ и $L_2 = \langle S_2, I, O, \lambda_2, s_{02} \rangle_L$ – два заданых детерминированных связных полуавтомата, причём L_1 – полностью определённый полуавтомат, и пусть $L_1 \cap L_2 = \langle S, I, O, \lambda, \langle s_{01}, s_{02} \rangle \rangle_L$. Тогда L_1 **ioco** L_2, если и только если для всякого состояния $\langle s_1, s_2 \rangle \in S$ перечечения $L_1 \cap L_2$ справедливо $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(s_1)$, где $s_1 \in S_1$, а $s_2 \in S_2$.

Доказательство. *Необходимость*. Пусть L_1 **ioco** L_2.

Рассмотрим в пересечении полуавтоматов состояние $\langle s_1, s_2 \rangle$, достижимое из начального состояния $\langle s_{01}, s_{02} \rangle$ по последовательности σ. Из свойства пересечения 2.2 следует, что $s_{01}\sigma s_1$ и $s_{02}\sigma s_2$, то есть $\sigma \in s-traces(s_{01})$ и $\sigma \in s-traces(s_{02})$, а так как L_1 и L_2 – детерминированные полуавтоматы, то $[s_{01}]_\sigma = \{s_1\}$ и $[s_{02}]_\sigma = \{s_2\}$. По определению **ioco** имеем $\mathbf{out}([s_{01}]_\sigma) \subseteq \mathbf{out}([s_{02}]_\sigma)$, то есть $\mathbf{out}(s_1) \cap \mathbf{out}(s_2) = \mathbf{out}(s_1)$, а из свойства 2.2 следует, что, $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(s_1) \cap \mathbf{out}(s_2)$. Отсюда $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(s_1)$.

Достаточность. Пусть для всякого состояния $\langle s_1, s_2 \rangle \in S$ пересечения $L_1 \cap L_2$ верно $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(s_1)$. Рассмотрим произвольную последовательность $\sigma \in s-traces(s_{02})$. Если $s_{01} \overset{\sigma}{\not\Rightarrow}$, то тривиально $\mathbf{out}([s_{01}]_\sigma) \subseteq \mathbf{out}([s_{02}]_\sigma)$. Пусть $s_{01} \overset{\sigma}{\Rightarrow}$ и пусть (помним, что L_1 и L_2 – детерменированные полуавтоматы) $[s_{01}]_\sigma = \{s_1\}$ и $[s_{02}]_\sigma = \{s_2\}$. Тогда, согласно свойству 2.2, $[\langle s_{01}, s_{02} \rangle]_\sigma = \{\langle s_1, s_2 \rangle\}$. Из свойства пересечения 2.2 следует, что $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(s_1) \cap \mathbf{out}(s_2)$, откуда, ввиду условия теоремы, вытекает, что $\mathbf{out}(s_1) = \mathbf{out}(s_1) \cap \mathbf{out}(s_2)$. Последнее означает, что $\mathbf{out}(s_1) \subseteq \mathbf{out}(s_2)$.

Таким образом, для произвольной последовательности $\sigma \in s-traces(s_{02})$ справедливо $\mathbf{out}([s_{01}]_\sigma) \subseteq \mathbf{out}([s_{02}]_\sigma)$. ■

1.2. Автоматы

Определение 6. Под автоматом с входным алфавитом *I* и выходным алфавитом *O* в работе понимается наблюдаемый инициальный автомат, то есть пятёрка $\langle T, I, O, \mu, t_0 \rangle_F$, где T – непустое множество состояний с выделенным начальным состоянием t_0; *I* и *O* – непересекающиеся множества входных и выходных действий соответственно, объединение которых мы обозначаем как *A*. Отношение переходов $\mu \subseteq T \times I \times O \times T$ есть функция, отображающая подмножество множества $T \times I \times O$ в T.

Пусть $F = \langle T, I, O, \mu, t_0 \rangle_F$ – некоторый автомат, $t, t', \ldots$ – какие-то состояния из T. Будем использовать следующие обозначения: для всех входных действий i и всех выходных действий *o* мы пишем $t \xrightarrow{i/o} t'$, если и только если $\langle t, i, o, t' \rangle \in \mu$; $t \xrightarrow{i/o}$, если и только если существует такое состояние $t' \in T$, что $t \xrightarrow{i/o} t'$; и $t \overset{i/o}{\not\longrightarrow}$, если и только если для всех $t' \in T$ *не выполняется* $t \xrightarrow{i/o} t'$. Отношение μ расширяется на входо-выходные последовательности следующим образом: $T \times (I \times O)^* \times T \supseteq \Rightarrow$ – наименьшее множество, удовлетворяющее следующим правилам:

$$\frac{}{t\overset{\varepsilon}{\Rightarrow}t},\qquad \frac{t\overset{\eta}{\Rightarrow}t'\wedge t'\xrightarrow{i/o}t''}{s\overset{\eta.i/o}{\Rightarrow}s''}.$$

Здесь, так же как и ранее, ε обозначает пустую входо-выходную последовательность. Будем писать $t\overset{\eta}{\Rightarrow}t'$ тогда и только тогда, когда $\langle t,\eta,t'\rangle\in\Rightarrow$, $t\overset{\eta}{\Rightarrow}$ – тогда и только тогда, когда существует такое $t'\in T$, что $\langle t,\eta,t'\rangle\in\Rightarrow$, и $t\overset{\eta}{\not\Rightarrow}$ – тогда и только тогда, когда для всех $t'\in T$ выполняется $\langle t,\eta,t'\rangle\notin\Rightarrow$, где $\eta\in(I\times O)^*$.

Аналогично полуавтоматам введём следующие операторы и функции (здесь $t\in T$, $T'\subseteq T$, $i\in I$ $\eta\in(I\times O)^*$):

1. $[t]_\eta\overset{\text{def}}{=}\{t'\in T\,|\,t\overset{\eta}{\Rightarrow}t'\}$. Соответственно для T' – $[T']_\eta\overset{\text{def}}{=}\bigcup_{t\in T'}[t]_\eta$.
2. $\mathbf{out}(t,i)\overset{\text{def}}{=}\{o\in O\,|\,t\xrightarrow{i/o}\}$. Для T' – $\mathbf{out}(T',i)\overset{\text{def}}{=}\bigcup_{t\in T'}\mathbf{out}(t,i)$.
3. $\mathbf{in}(t)\overset{\text{def}}{=}\{i\in I\,|\,\exists o\in O: t\xrightarrow{i/o}\}$. Для T' – $\mathbf{in}(T')\overset{\text{def}}{=}\bigcup_{t\in T'}\mathbf{in}(t)$.
4. $Tr(t)\overset{\text{def}}{=}\{\eta\in(I\times O)^*\,|\,t\overset{\eta}{\Rightarrow}\}$.
5. $\mathbf{der}(t)\overset{\text{def}}{=}\bigcup_{\eta\in(I\times O)^*}[t]_\eta$.
6. $\mathbf{init}(t)\overset{\text{def}}{=}\{\langle i,o\rangle\in I\times O\,|\,t\xrightarrow{i/o}\}$.

В этой работе мы рассматриваем только связные автоматы, то есть такие автоматы $F=\langle T,I,O,\mu,t_0\rangle_F$, для которых верно $\mathbf{der}(t_0)=T$, то есть всякое состояние достижимо из начального.

Определение 7. Автомат $F=\langle T,I,O,\mu,t_0\rangle_F$ назовём полностью определённым, если в каждом состоянии $t\in T$ определен переход по каждому входному символу $i\in I$, то есть найдутся такие $o\in O$ и $t'\in T$, что $t\xrightarrow{i/o}t'$.

Определение 8. Пусть заданы автоматы $F_1=\langle T_1,I,O,\mu_1,t_{01}\rangle_F$ и $F_2=\langle T_2,I,O,\mu_2,t_{02}\rangle_F$. Пересечением автоматов F_1 и F_2 назовём автомат $F_1\cap F_2=\langle T,I,O,\mu,\langle t_{01},t_{02}\rangle\rangle_F$, где $T\subseteq T_1\times T_2$ – минимальное множество, полученное с использованием следующего правила для μ:

$$\frac{t_1\xrightarrow{i/o}t_1'\wedge t_2\xrightarrow{i/o}t_2'}{\langle t_1,t_2\rangle\xrightarrow{i/o}\langle t_1',t_2'\rangle},\quad \text{где } t_1,t_1'\in T_1\ \ t_2,t_2'\in T_2.$$

Утверждение 4. Пусть $F_1=\langle T_1,I,O,\mu_1,t_{01}\rangle_F$, $F_2=\langle T_2,I,O,\mu_2,t_{02}\rangle_F$ и $F_1\cap F_2=\langle T,I,O,\lambda,\langle t_{01},t_{02}\rangle\rangle_F$. Тогда справедливо следующее:

4.1. $\mathbf{init}(\langle t_1,t_2\rangle)=\mathbf{init}(t_1)\cap\mathbf{init}(t_2)$, где $t_1\in T_1$, $t_2\in T_2$ и $\langle t_1,t_2\rangle\in T$.

4.2. $Tr(\langle t_1,t_2\rangle)=Tr(t_1)\cap Tr(t_2)$.

4.3. $t_1\overset{\eta}{\Rightarrow}t_1'$ и $t_2\overset{\eta}{\Rightarrow}t_2'$ тогда и только тогда, когда $\langle t_1,t_2\rangle\overset{\eta}{\Rightarrow}\langle t_1',t_2'\rangle$, где $t_1,t_1'\in T_1$, $t_2,t_2'\in T_2$ и $\eta\in(I\times O)^*$.

4.4. Пересечение $F_1\cap F_2$ – связный автомат.

Определение 9. Пусть $F_1 = \langle T_1, I, O, \mu_1, t_{01} \rangle_F$ и $F_2 = \langle T_2, I, O, \mu_2, t_{02} \rangle_F$ – наблюдаемые автоматы. Автомат F_1 называется квази-редукцией автомата F_2 (обозначение $F_1 \precsim F_2$), если F_1 – полностью определённый автомат и для всякой последовательности η из $Tr(t_{02})$ и для всякого входного символа i из $\mathbf{in}([t_{02}]_\eta)$ справедливо $\mathbf{out}([t_{01}]_\eta, i) \subseteq \mathbf{out}([t_{02}]_\eta, i)$.

Отметим, что данное выше определение расширяет понятие квази-редукции, известное ранее (см., например, [1]), на наблюдаемые автоматы с так называемыми *негармонизированными трассами*.

Утверждение 5. Пусть $F_1 = \langle T_1, I, O, \mu_1, t_{01} \rangle_F$ и $F_2 = \langle T_2, I, O, \mu_2, t_{02} \rangle_F$ – два автомата, F_1 – полностью определённый автомат, и пусть $F_1 \cap F_2 = \langle T, I, O, \mu, \langle t_{01}, t_{02} \rangle \rangle_F$. Тогда, $F_1 \precsim F_2$, если и только если для любого состояния $\langle t_1, t_2 \rangle$ пересечения $F_1 \cap F_2$ и для любого входного действия $i \in \mathbf{in}(t_2)$ выполняется $\mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, i) = \mathbf{out}(t_1, i)$, где $t_1 \in T_1$, $t_2 \in T_2$.

Доказательство. *Необходимость.* Пусть $F_1 \precsim F_2$, то есть для всякой последовательности $\eta \in Tr(t_{02})$ и всякого входного действия $i \in \mathbf{in}([t_{02}]_\eta)$ выполняется $\mathbf{out}([t_{01}]_\eta, i) \subseteq \mathbf{out}([t_{02}]_\eta, i)$. Рассмотрим в пересечении $F_1 \cap F_2$ состояние $\langle t_1, t_2 \rangle$, достижимое из начального состояния $\langle t_{01}, t_{02} \rangle$ по последовательности η.

Согласно свойству пересечения 4.4, $t_{01} \overset{\eta}{\Rightarrow} t_1$ и $t_{02} \overset{\eta}{\Rightarrow} t_2$, то есть $\eta \in Tr(t_{01})$ и $\eta \in Tr(t_{02})$. Так как F_1 и F_2 – наблюдаемые автоматы, то $[t_{01}]_\eta = \{t_1\}$ и $[t_{02}]_\eta = \{t_2\}$. Из свойства 4.4 следует, что для всякого $i \in I$, а значит, и для всякого $i \in \mathbf{in}(t_2)$, верно $\mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, i) = \mathbf{out}(t_1, i) \cap \mathbf{out}(t_2, i)$, а это, совместно с условием теоремы, означает, что для любого $i \in \mathbf{in}(t_2)$ справедливо $\mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, i) = \mathbf{out}(t_1, i)$, что, ввиду произвольности выбора состояния $\langle t_1, t_2 \rangle \in T$, завершает доказательство.

Достаточность. Пусть для всякого состояния $\langle t_1, t_2 \rangle \in T$ и любого $i \in \mathbf{in}(t_2)$ верно $\mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, i) = \mathbf{out}(t_1, i)$. Рассмотрим произвольную последовательность $\eta \in Tr(t_{02})$. Если $t_{01} \overset{\eta}{\not\Rightarrow}$, то, поскольку пустое множество – подмножество любого множества, для всякого $i \in \mathbf{in}([t_{02}]_\eta)$ верно $\mathbf{out}([t_{01}]_\eta, i) \subseteq \mathbf{out}([t_{02}]_\eta, i)$. Пусть $t_{01} \overset{\eta}{\Rightarrow}$ и пусть (помним, что F_1 и F_2 – наблюдаемые автоматы) $[t_{01}]_\eta = \{t_1\}$ и $[t_{02}]_\eta = \{t_2\}$. Тогда, согласно свойству 4.4, $[\langle t_{01}, t_{02} \rangle]_\eta = \{\langle t_1, t_2 \rangle\}$. Из свойства 4.4 пересечения следует, что для всякого $i \in I$, а соответственно и для любого $i \in \mathbf{in}(t_2)$, выполняется $\mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, i) = \mathbf{out}(t_1, i) \cap \mathbf{out}(t_2, i)$. Условие теоремы позволяет заключить, что для любого $i \in \mathbf{in}(t_2)$ верно $\mathbf{out}(t_1, i) \subseteq \mathbf{out}(t_2, i)$. Таким образом, для произвольной последовательности $\eta \in Tr(t_{02})$ и для всякого $i \in \mathbf{in}(t_2)$ справедливо $\mathbf{out}([t_{01}]_\eta, i) \subseteq \mathbf{out}([t_{02}]_\eta, i)$. ■

2. Переход от полуавтомата к автомату

Пусть дан детерминированный связный полуавтомат $L = \langle S, I, O, \lambda, s_0 \rangle_L$. Для него построим автомат $F_\varepsilon^L = \langle T, I_\varepsilon, O_{\varepsilon\delta}, \mu, t_0 \rangle_F$, где $\varepsilon_i, \varepsilon_o \not\in A$ – специальные новые входной и выходной символы (здесь и далее для удобства полагаем $I_\varepsilon \equiv I \cup \{\varepsilon_i\}$, $O_{\varepsilon\delta} \equiv O \cup \{\varepsilon_o, \delta\}$), а μ определяется следующими правилами:

$$\frac{.s \xrightarrow{a} s' \wedge a \in I}{t \xrightarrow{a/\varepsilon_o} t'}, \qquad \frac{s \xrightarrow{a} s' \wedge a \in O}{t \xrightarrow{\varepsilon_i/a} t'}, \qquad \frac{\delta(s)}{t \xrightarrow{\varepsilon_i/\delta} t}.$$

При этом каждому состоянию автомата F_ε^L соответствует состояние полуавтомата L и наоборот, то есть состояния в полуавтомате, как обычно, будем обозначать буквой s с индексами или без – s, s', s_k и так далее, а в автомате буквой t с индексами или без – t, t', t_k. Считаем, что состоянию t автомата соответствует состояние s полуавтомата, состоянию t' – s' и так далее.

Новый входной символ ε_i определяет ситуацию «ожидания выхода от системы», то есть, когда система достигает момента, что в ней возможен переход под действием пустого входного символа и наблюдатель желает «задействовать» этот переход, то ему необходимо «подождать» выходной реакции системы, не подавая ничего на вход. Новый выходной символ ε_o определяет обратное: система принимат входное действие, но наблюдатель не должен ожидать реакции от автомата (на данном переходе). Особо подчеркнём, что по постороению в автомате F_ε^L *отсутсвуют* переходы с пометками вида $\varepsilon_i/\varepsilon_o$, i_1/i_2, o_1/o_2, i_1/o_1, o_1/i_1, где $i_1, i_2 \in I$, $o_1, o_2 \in O_\delta$.

Процесс построения автомата F_ε^L позволяют говорит о следующих его свойствах:

Утверждение 6. Пусть $L = \langle S, I, O, \lambda, s_0 \rangle_L$ – заданный полуавтомат, а $F_\varepsilon^L = \langle T, I_{\varepsilon_i}, O_{\varepsilon_o\delta}, \mu, t_0 \rangle_F$ – построенный по нему автомат. Тогда справедливы следующие утверждения:

6.1 Если L – полностью определённый по входам полуавтомат, то автомат F_ε^L – полностью определённый автомат.

6.2 Если L – детерменированный полуавтомат, то F_ε^L – наблюдаемый автомат.

6.3 Если L – пересечение некоторых полуавтоматов L_1 и L_2, то F_ε^L – пересечение автоматов $F_\varepsilon^{L_1}$ и $F_\varepsilon^{L_2}$ (то есть $F_\varepsilon^{L_1 \cap L_2} = F_\varepsilon^{L_1} \cap F_\varepsilon^{L_2}$).

По построению автомата F_ε^L справедлива следующая лемма. Напомним, что $A_\delta = I \cup O \cup \{\delta\}$, а операция $\downarrow_H$ – проекция на множество H.

Лемма 1. Пусть задан полуавтомат $L = \langle S, I, O, \lambda, s_0 \rangle_L$, по которому построен автомат F_ε^L. Тогда $Tr(F_\varepsilon^L) \downarrow_{A_\delta} = s - traces(L)$.

Следствие 1. Для любой последовательности σ из $s - traces(L)$ и для любого действия a из A_δ справедливо $[L]_\sigma \xrightarrow{a}$ тогда и только тогда, когда $[F_\varepsilon^L]_\eta \xrightarrow{i/o}$, где $\eta\downarrow_{A_\delta} = \sigma$; $i/o = \varepsilon_i/a$, если $a \in O_\delta$, и $i/o = a/\varepsilon_o$, если $a \in I$.

Теорема 1. Пусть $L_1 = \langle S_1, I, O, \lambda_1, s_{01} \rangle_L$ и $L_2 = \langle S_2, I, O, \lambda_2, s_{02} \rangle_L$ – два полуавтомата, причём L_1 – полностью определённый полуавтомат. Тогда L_1 **ioco** L_2, если и только если $F_\varepsilon^{L_1} \precsim F_\varepsilon^{L_2}$.

Доказательство. Утверждения 3 и 5 позволяют доказывать вместо истиности утверждения « L_1 **ioco** L_2, если и только если $F_\varepsilon^{L_1} \precsim F_\varepsilon^{L_2}$ » истинность утверждения «для произвольного состояния $\langle s_1, s_2 \rangle \in S$ пересечения $L_1 \cap L_2$ выполняется $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(s_1)$, если и только если для произвольного состояния $\langle t_1, t_2 \rangle \in T$ пересечения $F_\varepsilon^{L_1} \cap F_\varepsilon^{L_2}$ и для произвольного входного действия i из $\mathbf{in}(t_2)$ выполняется $\mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, i) = \mathbf{out}(t_1, i)$ », где S – множество состояний полуавтомата $L_1 \cap L_2$, а T – множество состояний автомата $F_\varepsilon^{L_1} \cap F_\varepsilon^{L_2}$.

Необходимость. Пусть для любого состояния $\langle s_1, s_2 \rangle \in S$ верно $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(s_1)$.

Рассмотрим произвольное состояние $\langle t_1, t_2 \rangle \in T$ пересечения $F_\varepsilon^{L_1} \cap F_\varepsilon^{L_2}$, достижимое из начального по некоторой последовательности η. Свойство 6.6 и следствие 1 из леммы 1 позволяют заключить, что в этом случае в пересечении $L_1 \cap L_2$ достижимо состояние $\langle s_1, s_2 \rangle$ по последовательности $\sigma = \eta{\downarrow}_{A_\delta}$, причем, так как L_1, L_2 и $L_1 \cap L_2$ – детерменированные полуавтоматы, $[s_{01}]_\sigma = \{s_1\}$, $[s_{02}]_\sigma = \{s_2\}$, $[\langle s_{01}, s_{02} \rangle]_\sigma = \{\langle s_1, s_2 \rangle\}$. По условию $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(s_1)$ и, следовательно, по построению $F_\varepsilon^{L_1}$, $F_\varepsilon^{L_2}$ и $F_\varepsilon^{L_1} \cap F_\varepsilon^{L_2}$, справедливо $\mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, \varepsilon_i) = \mathbf{out}(t_1, \varepsilon_i)$ или, что то же самое,

$$\mathbf{init}(\langle t_1, t_2 \rangle) \cap (\{\varepsilon_i\} \times O_{\varepsilon_o \delta}) = \mathbf{init}(t_1) \cap (\{\varepsilon_i\} \times O_{\varepsilon_o \delta}). \qquad (*)$$

Напомним, что в автоматах отсутствуют переходы с пометками вида $\varepsilon_i/\varepsilon_o$. Рассмотрим переход, определённый в состоянии t_2 автомата $F_\varepsilon^{L_2}$, под действием произвольного входного символов $i \in \mathbf{in}(t_2) \setminus \{\varepsilon_i\}$. Поскольку автомат $F_\varepsilon^{L_1}$ (свойство 6.6 и условие теоремы) – полностью определённый, то в состоянии t_1 автомата $F_\varepsilon^{L_1}$ определён переход под действием входного символа *i*, причём, согласно правилам построения автоматов $F_\varepsilon^{L_1}$ и $F_\varepsilon^{L_2}$, в обоих случаях переход будет помечен парой i/ε_o. Последнее позволяет переписать (*) следующим образом:

$$\mathbf{init}(\langle t_1, t_2 \rangle) \cap (\mathbf{in}(t_2) \times O_{\varepsilon_o \delta}) = \mathbf{init}(t_1) \cap (\mathbf{in}(t_2) \times O_{\varepsilon_o \delta}),$$

что в виду произвольности выбора состояния $\langle t_1, t_2 \rangle$ завершает доказательство.

Достаточность. Пусть для произвольнго состояния $\langle t_1, t_2 \rangle \in T$ и произвольного входного символа $i \in \mathbf{in}(t_2)$ выполняется $\mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, i) = \mathbf{out}(t_1, i)$.

Рассмотрим произвольное состояние $\langle s_1, s_2 \rangle$ пересечения $L_1 \cap L_2$, достижимое из начального состояния по последовательности $\sigma = a_1 \ldots a_n$. Как и в случае доказательства необходимости, это означает, что в автомате $F_\varepsilon^{L_1} \cap F_\varepsilon^{L_2}$ достижимо состояние $\langle t_1, t_2 \rangle$ по последовательности $\eta = i_1/o_1 \ldots i_n/o_n$, где $i_j/o_j = a_j/\varepsilon_o$, если и только если $a_j \in I$, и $i_j/o_j = \varepsilon_i/a_j$, если и только если $a_j \in O_\delta$. Ввиду детерминированности полуавтоматов и свойства 6.6, $[\langle s_{01}, s_{02} \rangle]_\sigma = \{\langle s_1, s_2 \rangle\}$, $[s_{01}]_\sigma = \{s_1\}$, $[s_{02}]_\sigma = \{s_2\}$, $[\langle t_{01}, t_{02} \rangle]_\eta = \{\langle t_1, t_2 \rangle\}$, $[t_{01}]_\eta = \{t_1\}$ и $[t_{02}]_\eta = \{t_2\}$. Заметим, что автоматы $F_\varepsilon^{L_1}$, $F_\varepsilon^{L_2}$ и $F_\varepsilon^{L_1} \cap F_\varepsilon^{L_2}$ строятся таким образом, что, каково бы ни было состояние t такого автомата, $\mathbf{in}(t) \ni \varepsilon_i$, поскольку в порождающем его состоянии полуавтомата s либо определён переход по некоторому выходному символу $o \in O$ и соответственно в автомате появляется переход по паре ε_i/o, либо состояние s устойчивое, а значит, в автомате определён переход, помеченный парой ε_i/δ. Отсюда $\mathbf{out}(s_1) = \mathbf{out}(t_1, \varepsilon_i)$ и $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, \varepsilon_i)$, что ввиду условия «для любого $i \in \mathbf{in}(t_2)$ верно $\mathbf{out}(\langle t_1, t_2 \rangle, i) = \mathbf{out}(t_1, i)$» позволяет заключить, что $\mathbf{out}(\langle s_1, s_2 \rangle) = \mathbf{out}(s_1)$. Последнее завершает доказательство, так как состояние $\langle s_1, s_2 \rangle$ было выбрано произвольно. ■

3. Модели неисправности и полные проверяющие тесты

3.1. Проверяющие тесты и модель неисправности для входо-выходных полуавтоматов

Определение 10. Для заданого детерминированного полуавтомата $L = \langle S, I, O, \lambda, s_0 \rangle_L$ через L_δ обозначим полуавтомат $\langle S, I, O_\delta, \lambda_\delta, s_0 \rangle_L$, у которого $\lambda_\delta = \lambda \cup \{\langle s, \delta, s \rangle \mid \delta(s)\}$.

То есть полуавтомат L_δ отличается от L добавлением петель с пометкой δ в устойчивых состояниях. Известно [2], что $s-traces(L) = traces(L_\delta)$.

Определение 11. Под тестовым примером в теории входо-выходных полуавтоматов будем понимать полуавтомат $C = \langle V, I, O_\delta, \lambda_C, v_0 \rangle_L$, удовлетворяющий следующим требованиям:

1. $V \supseteq \{\text{pass}, \text{fail}\}$.
2. Граф переходов полуавтомата C – ациклический.
3. Для всякого $v \in V \setminus \{\text{pass}, \text{fail}\}$ либо $\mathbf{init}(v) = O_\delta$, либо $\mathbf{init}(v) = \{i\}$, $i \in I$.
4. $\mathbf{init}(\text{pass}) = \mathbf{init}(\text{fail}) = \varnothing$.

Конечное множество тестовых примеров назовём конечным проверяющим тестом.

Отметим, что с практической точки зрения нас интересуют только конечные проверяющие тесты, поэтому только их и будем рассматривать далее.

Определение 12. Говорят, что полуавтомат $L = \langle S, I, O, \lambda, s_0 \rangle_L$ согласуется с тестовым примером $C = \langle V, I, O_\delta, \lambda_C, v_0 \rangle_L$, если и только если ни одна последовательность $\sigma \in s-traces(L)$ не переводит полуавтомат C из начального состояния в состояние fail, то есть $(S \times \{\text{fail}\}) \cap \mathbf{der}(L_\delta \cap C) = \varnothing$.

Определение 13. Под моделью неисправности в теории полуавтоматов будем понимать следующую тройку $\langle L_M, \mathbf{ioco}, E_L \rangle$, где L_M – полуавтомат-спецификация (или просто спецификация), E_L – множество полностью определённых полуавтоматов с входным алфавитом I и выходным алфавитом O, которое называется областью неисправности, причём для всякого полуавтомата $L' \in E_L$ выполняется $L' \,\mathbf{io\not{c}o}\, L_M$.

Иными словами, в модели неисправности спецификация описывает допустимое поведение проверяемой системы, область неисправности описывает допустимые в системе ошибки, при этом система считается безошибочной, если она (точнее полуавтомат, описывающий её) находится в отношении **ioco** со спецификацией.

Определение 14. Полный проверяющий тест относительно модели неисправности $\langle L_M, \mathbf{ioco}, E_L \rangle$ есть такой (конечный) проверяющий тест $\mathcal{T}$, что спецификация L_M согласуется с любым тестовым примером из $\mathcal{T}$, а для всякого полуавтомата L' из E_L в множестве $\mathcal{T}$ найдётся такой тестовый пример C, что полуавтомат L' не согласуется с ним.

Неформально, если полуавтомат L', который описывает поведение проверяемой системы, не находится в отношении **ioco** с L_M, то в полном проверяющем тесте должен существовать тестовый пример, который обнаружит этот факт. В этой работе мы не обсуждаем, каким образом входные воздействия подаются на проверяемую систему и как наблюдатель убеждается в том, что система согласуется или не согласуется с тестовым примером. Заметим только, что поскольку в проверяемой системе в каком-то из её состояний может быть определено несколько выходных реакций, то тестовые примеры при анализе системы подаются несколько раз, чтобы пронаблюдать все возможные выходные реакции системы.

3.2. Проверяющие тесты и модель неисправности для автоматов

Определение 15. Под тестовым примером в теории автоматов будем понимать такой автомат $C = \langle V, I, O, \mu_C, v_0 \rangle_F$, для которого справедливы следующие условия:

1. $V \supseteq \{\text{pass}, \text{fail}\}$.
2. Граф переходов автомата C – ациклический.
3. Для всякого $v \in V \setminus \{\text{pass}, \text{fail}\}$ выполняется $|\mathbf{in}(v)| = 1$ и $\mathbf{out}(v, i) = O$, где $\mathbf{in}(v) = \{i\}$.
4. $\mathbf{init}(\text{pass}) = \mathbf{init}(\text{fail}) = \varnothing$.

Конечное множество тестовых примеров назовём конечным проверяющим тестом.

Аналогично случаю для полуавтоматов здесь нас интересуют только конечные тесты.

Определение 16. Говорят, что автомат $F = \langle T, I, O, \mu, s_0 \rangle_F$ согласуется с тестовым примером $C = \langle V, I, O, \mu_C, v_0 \rangle_F$, если и только если никакая последовательность $\eta \in Tr(F)$ не переводит автомат C в состояние fail, то есть $(T \times \{\text{fail}\}) \cap \mathbf{der}(F \cap C) = \varnothing$.

Определение 17. Моделью неисправности в теории автоматов будем называть тройку $\langle F_M, \precsim, E_F \rangle$, где F_M – автомат-спецификация (или просто спецификация), E_F – множество полностью определённых автоматов с входным алфавитом I и выходным алфавитом O, которое называется областью неисправности, причём для всякого автомата F' из E_F выполняется $F' \not\precsim F_M$.

Определение 18. Полный проверяющий тест относительно модели неисправности $\langle F_M, \precsim, E_F \rangle$ есть такой (конечный) проверяющий тест $\mathcal{T}$, что спецификация F_M согласуется с любым тестовым примером из $\mathcal{T}$, а для всякого F' из E_F в множестве $\mathcal{T}$ найдётся такой тестовый пример C, что автомат F' не согласуется с C.

3.3. Построение полного проверяющего теста для входо-выходных полуавтоматов на основе проверяющего теста для автоматов

В теории входо-выходных полуавтоматов неизвестно как построить (конечный) полный проверяющий тест относительно модели неиспрвности $\langle L, \mathbf{ioco}, E_L \rangle$ для случая, когда E_L – конечное множество полуавтоматов, однако в теории автоматов известен метод [1] построения полного проверяющего теста относительно модели неисправности $\langle F, \precsim, E_F \rangle$, E_F – множество всех автоматов, число состояний в которых не превышает наперёд заданного числа, или E_F – множество всех подавтоматов специального мутационного автомата.

В этом разделе, на основе результатов раздела 3, мы показываем, что если при тестировании системы есть возможность наблюдать молчание и если число состояний в каждом полуавтомате из E_L не превышает наперёд заданного числа, то полный проверяющий тест относительно модели неисправности $\langle L, \mathbf{ioco}, E_L \rangle$ можно построить на основе полного проверяющего теста для соответствующей автоматной модели неисправности.

Пусть задана модель неисправности $\mathcal{M}_L = \langle L, \mathbf{ioco}, E_L \rangle$, $E_L = \{L_1, L_2, \ldots\}$ для полуавтоматов, по ней построена автоматная модель неисправности $\mathcal{M}_F = \langle F_\varepsilon^L, \precsim, E_F \rangle$, $E_F = \{F_\varepsilon^{L_1}, F_\varepsilon^{L_2}, \ldots\}$ и для модели $\mathcal{M}_F$ построен полный проверяющий тест $\mathcal{T}_F$. Рассмотрим произвольный тестовый пример C_{F_ε} из $\mathcal{T}_F$. Согласно определению тестового примера, в любом из его состоянии v, таком, что $v \neq \text{pass}$ и $v \neq \text{fail}$, будет определён переход под действием всех пар из $\{i\} \times O_{\delta\varepsilon}$, где $i \in I_\varepsilon$. Причём, если $i \in I$ (то есть $i \neq \varepsilon_i$), то для любого $o \in O_\delta$ имеет место $v \xrightarrow{i/o} \text{fail}$, так как автомат-спецификация F_ε^L не допускает подобных переходов, ввиду правил построения этого автомата. Более того, переходы этого вида в тесте бессмысленны, поскольку, по правилам построения, в проверяемых автоматах, то есть автоматах из множества E_F, принципиально невозможны переходы вида $t \xrightarrow{i/o} t'$, а следовательно, подобные переходы невозможны и в пересечении этих автоматов с тестовыми примерами, а значит, такие переходы никак не отразятся на вердикте «согласуется/не согласуется». Если же $\mathbf{in}(v) = \{\varepsilon_i\}$, то (согласно тем же соображениям) бессмысленным будет переход по паре $\varepsilon_i/\varepsilon_o$.

Опираясь на приведённые выше рассуждения, можно ввести следующее преобразование тестовых примеров из полного проверяющего теста $\mathcal{T}_F$ для автоматной модели неисправности $\mathcal{M}_F = \langle F_\varepsilon^L, \precsim, E_F \rangle$, $E_F = \{F_\varepsilon^{L_1}, F_\varepsilon^{L_2}, \ldots\}$, построенной по полуавтоматной модели неисправности $\mathcal{M}_L = \langle L, \mathbf{ioco}, E_L \rangle$, $E_L = \{L_1, L_2, \ldots\}$.

Пусть задан автоматный тестовый пример $C_{F_\varepsilon} \equiv \langle V, I_\varepsilon, O_{\varepsilon\delta}, \mu, v_0 \rangle$, $C_{F_\varepsilon} \in \mathcal{T}_F$, $\mathcal{T}_F$ – полный проверяющий тест относительно модели неисправности $\mathcal{M}_F = \langle F_\varepsilon^L, \precsim, E_F \rangle$, $E_F = \{F_\varepsilon^{L_1}, F_\varepsilon^{L_2}, \ldots\}$. Построим полуавтомат, $\nabla(C_{F_\varepsilon}) = \langle Q, I, O_\delta, \lambda, q_0 \rangle$, пользуясь следующими правилами:

$$\frac{v = \text{pass}}{q = \text{pass}},\quad \frac{v = \text{fail}}{q = \text{fail}},\quad \frac{\mathbf{in}(v) \equiv \{i\} \subseteq I \wedge v \xrightarrow{i/\varepsilon_o} v'}{q \xrightarrow{i} q'},\quad \frac{\mathbf{in}(v) = \{\varepsilon_i\} \wedge v \xrightarrow{\varepsilon_i/o} v' \wedge o \neq \varepsilon_o}{q \xrightarrow{o} q'}.$$

Здесь, как и при преобразовании полуавтомата в автомат, множество состояний Q ничто иное как переименованное множество состояний V. Смысл приведённых правил таков: состояния pass и fail переносятся в полуавтомат без изменения. Если в автомате определён переход под действием входного действия $i \in I$ (то есть $i \neq \varepsilon_i$), то в полуавтомате появляется переход под действием этого символа в состояние, достижимое по паре i/ε_o, а остальные переходы автоматного тестового примера игнорируются. Если же определён переход по входу ε_i, то в полуавтомат переносятся все переходы, определяемые символами из O_δ в соответсвующие состояния, а переход по паре $\varepsilon_i/\varepsilon_o$ игнорируется.

Легко показать, что построенный таким образом полуавтомат есть полуавтоматный тестовый пример. Кроме того, ввиду теоремы 1 и свойств пересечений автоматов и полуавтоматов, справедливы следующие утверждения:

Утверждение 7. Пусть L – заданный полуавтомат, а F_ε^L – построенный по нему автомат. Тогда, если F_ε^L согласуется с некоторым тестовым примером C_F, то L согласуется с $\nabla(C_F)$.

Утверждение 8. Пусть L – заданный полуавтомат, а F_ε^L – построенный по нему автомат. Если в пересечении F с некоторым тестовым примером C_F достижимо состояние $\langle t, \text{fail} \rangle$, то в пересечении L с $\nabla(C_F)$ достижимо состояние $\langle s, \text{fail} \rangle$.

На основании утверждений 7 и 8 можно доказать следующую теорему (здесь, для множества $\mathcal{P}$ автоматных тестовых примеров, под $\nabla(\mathcal{P})$ будем понимать множество $\{\nabla(C) \mid C \in \mathcal{P}\}$):

Теорема 2. Пусть задана полуавтоматная модель неисправности $\mathcal{M}_L = \langle L, \mathbf{ioco}, E_L \rangle$, $E_L = \{L_1, L_2, \ldots\}$ и по ней построена автоматная модель неисправности $\mathcal{M}_F = \langle F_\varepsilon^L, \precsim, E_F \rangle$, $E_F = \{F_\varepsilon^{L_1}, F_\varepsilon^{L_2}, \ldots\}$. Пусть найден полный проверяющий тест $\mathcal{T}_F$ относительно модели неисправности $\mathcal{M}_F$. Тогда $\nabla(\mathcal{T}_F)$ – полный проверяющий тест для модели неисправности $\mathcal{M}_L$.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Petrenko A.*, *Yevtushenko N.* Conformance tests as checking experiments for partial nondeterministic FSM // Proceedings of the 5th International Workshop on Formal Approaches to Testing of Software in LNCS. 2005. P. 118 – 133.
2. *Tretmans J.* Test generation with inputs, outputs and repetitive quiescence // Software-Concepts and Tools. 1996. 17(3). P. 103 – 120.
3. *Gromov M.*, *Willemse T.A.* Model-based testing techniques for diagnosis. Willemse: Testing and Model-Checking Techniques for Diagnosis // Proceedings of the Test Com in LNCS, 2007. P. 138 – 154.

Статья представлена кафедрой информационных технологий в исследовании дискретных структур радиофизического факультета Томского государственного университета, поступила в научную редакцию 10 марта 2008 г.