

Вестник

Томского государственного университета

ПРИЛОЖЕНИЕ

№ 18

АВГУСТ 2006

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



ПРЕОБРАЗОВАНИЕ СПЕЦИФИКАЦИИ ПРИ ПАССИВНОМ ТЕСТИРОВАНИИ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ ПРОТОКОЛОВ¹

М.В. Жигулин, С.А. Прокопенко, Н.В. Евтушенко

Томский государственный университет

E-mail: {786-zmv, prokopenko, yevtushenko}@elefot.tsu.ru

Предлагается подход к пассивному тестированию, основанный на сокращении спецификации. Автомат-спецификация может быть сокращен за счет построения l -эквивалента. Поскольку l -эквивалент является недетерминированным (нд) автоматом, то можно однозначно установить начальное состояние спецификации, используя уникальные идентификаторы состояний.

Ключевые слова: конечный автомат, пассивное тестирование, инварианты.

Введение

В процессе пассивного тестирования обычно неизвестно начальное состояние автомата-спецификации, которому соответствует наблюдаемая входо-выходная последовательность проверяемой системы, поэтому сложность пассивного тестирования экспоненциально зависит от размеров спецификации. Уменьшить сложность тестирования можно за счет использования различных инвариантов, которые позволяют определить состояние спецификации, которому должна соответствовать наблюдаемая последовательность. В данной работе мы расширяем понятие инварианта и обсуждаем возможность построения инварианта на основе уникальных идентификаторов состояний конечного автомата.

1. Автоматная модель

Под *автоматом* понимается наблюдаемый автомат A , т.е. пятерка (S, I, O, h) , где S – множество состояний; I и O – соответственно входной и выходной алфавиты; $h \subseteq S \times I \times S \times O$ – отношение переходов. Так как автомат наблюдаемый, то для любых $(s, i, o) \in S \times I \times O$ существует не более одного перехода из состояния s под действием входного символа i с выходным символом o . Элементами множества h являются четверки вида (s, i, s', o) , называемые *переходами*; при этом говорят, что автомат может перейти из состояния $s \in S$ под действием входного символа $i \in I$ в состояние $s' \in S$ с выдачей выходного символа $o \in O$, если четверка (s, i, s', o) содержится в h . Если для каждой пары $(s, i) \in S \times I$ существует хотя бы одна пара $(s', o) \in S \times O$, такая, что $(s, i, s', o) \in h$, то нд-автомат называется *полностью определенным*. Состояние s' называется *и/о-преемником* состояния s , если четверка (s, i, s', o) содержится в h .

Обычным образом отношение переходов-выходов h автомата A распространяется на множество I^* входных и O^* выходных последовательностей. Обозначим $out(s, \alpha) = \{\beta : \exists s' \in S [(s, \alpha, s', \beta) \in h]\}$, т.е. $out(s, \alpha)$ есть множество выходных реакций автомата в состоянии s на входную последовательность α .

Пусть $Spec = (S, I, O, h_A, s_1)$ и $Imp = (T, I, O, h_B, t_1)$ – два автомата. В последующих разделах автомат $Spec$ описывает поведение спецификации, а автомат Imp – поведение проверяемой системы (протокольной реализации). Состояние t автомата Imp различимо с состоянием s автомата $Spec$ [1, 2], обозначение: $s \neq t$, если существует входная последовательность $\alpha \in \Omega_{Spec}(s) \cap \Omega_{Imp}(t)$ такая, что $out_{Spec}(s, \alpha) \neq out_{Imp}(t, \alpha)$. В этом случае говорят, что последовательность α различает состояния s и t . Автоматы $Spec$ и Imp называются *различимыми*, если различимы их начальные состояния. Автомат называется *приведенным*, если все его состояния попарно различимы. Состояние $s \in S$ приведенного автомата может обладать так называемым уникальным идентификатором (UIO [3]). Входо-выходная последовательность α/β является уникальным идентификатором состояния s , если $out_{Spec}(s, \alpha) = \beta$ и $out_{Spec}(s', \alpha) \neq \beta$ для любого $s' \neq s$ автомата $Spec$.

Поскольку мы будем представлять инварианты посредством регулярных выражений, напомним определение конечного детерминированного полуавтомата [2]. *Конечный полуавтомат* (или просто полуавтомат) есть пятерка $A = \langle S, V, \delta_A, s_1, F_A \rangle$, где S – конечное множество состояний с выделенными начальным состоянием s_1 и подмножеством F_A финальных состояний, V – конечное множество действий, и $\delta_A: S \times V \rightarrow S$ – функция переходов полуавтомата. Обычным образом функция переходов расширяется на последовательности из множества V^* . Говорят, что полуавтомат представляет *регулярный язык*, который состоит из всех последовательностей, которые переводят полуавтомат из начального в одно из финальных состояний.

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

2. Представление множества инвариант посредством нд-автомата

Как говорилось выше, пассивное тестирование заключается в наблюдении поведения проверяемой системы и проверке, принадлежит ли наблюдаемая входо-выходная последовательность спецификации $Spec$. Так как автоматные языки регулярные, то задача является разрешимой. Основная проблема состоит в том, что мы не знаем, в каком состоянии мы начали свои наблюдения. Поэтому заключение о неправильной работе системы может быть сделано только в случае, когда наблюдаемая последовательность не является входо-выходной последовательностью автомата $Spec$ в любом состоянии. Чтобы избежать такой проверки по всем состояниям автомата-спецификации, мы заменяем исходный автомат $Spec$ инициальным автоматом $Spec^{no}$, в котором начальное состояние есть множество всех состояний спецификации, а состояниями автомата $Spec^{no}$ являются подмножества состояний, достижимые из начального состояния.

Формально мы сначала строим автомат, в котором состояниями являются все непустые подмножества множества состояний автомата $Spec$, начальным состоянием является подмножество, содержащее все состояния. Из подмножества m есть переход в подмножество m' по входо-выходной паре i/o , если и только если m' есть множество всех i/o -преемников состояний подмножества m .

Утверждение 1. Последовательность α/β является входо-выходной последовательностью в некотором состоянии автомата $Spec$, если и только если она является входо-выходной последовательностью автомата $Spec^{no}$ в начальном состоянии.

В общем случае сложность построения автомата является экспоненциальной, но в ряде случаев, в частности, когда множества входо-выходных последовательностей в различных состояниях автомата $Spec$ мало пересекаются, сложность построения автомата $Spec^{no}$ приближается к полиномиальной.

Пример 1. Рассмотрим автомат $Spec$ на рис. 1, а. Автомат $Spec^{no}$ показан на рис. 1, б.

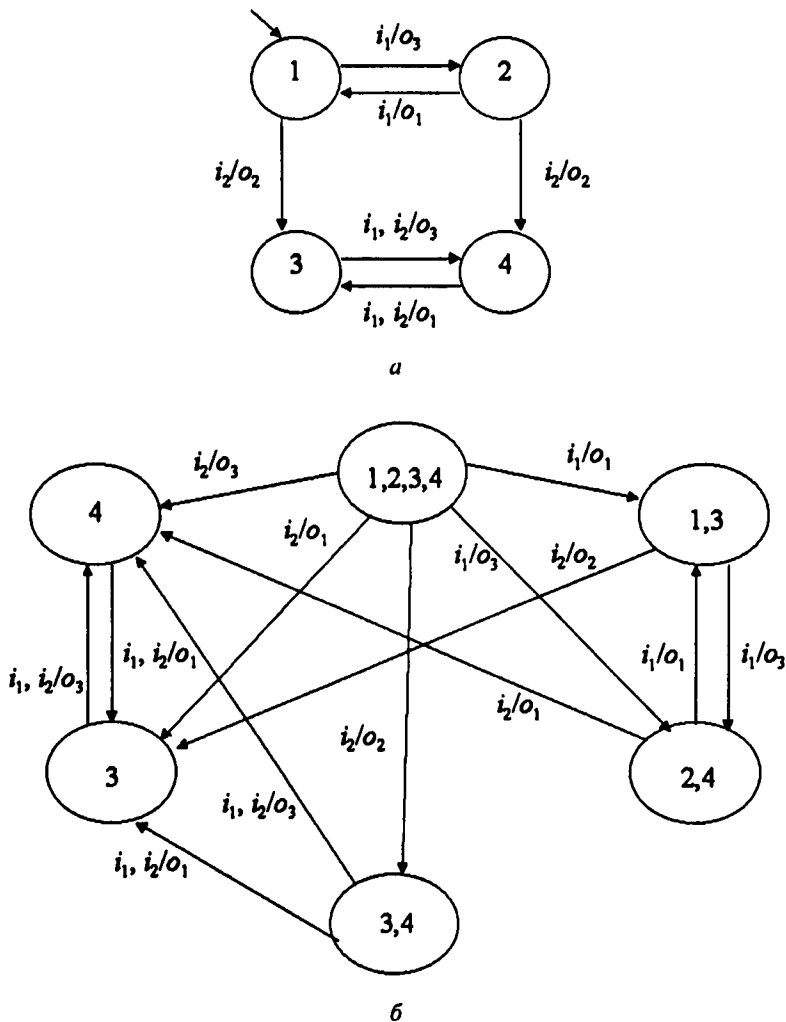


Рис. 1. Построение автомата $Spec^{no}$: а – автомат-спецификация $Spec$; б – автомат $Spec^{no}$

Чтобы уменьшить сложность построения автомата $Spec^{no}$, можно строить такой автомат только для входо-выходных последовательностей определенной длины l .

3. l -эквивалент

Идея построения так называемого l -эквивалента автомата заимствована из тестирования жесткой логики и заключается в построении автомата, который описывает поведение спецификации на всех входных последовательностях длины не более l . Если l не слишком велико (2 или 3), то сложность l -эквивалента является полиномиальной относительно размеров спецификации.

Для заданных целого положительного числа l и автомата-спецификации l -эквивалент можно построить следующим образом. Начальному состоянию l -эквивалента ставится в соответствие все множество состояний автомата-спецификации. Затем для каждого входного символа определяется преемник начального состояния и заносится в множество состояний l -эквивалента с соответствующим переходом из начального состояния под действием данного входного символа. Для каждого нового состояния и каждого входного символа определяется преемник данного состояния и т.д. Построение l -эквивалента продолжается до тех пор, пока длина входных последовательностей не превысит заранее заданное число l . По входным последовательностям, длина которых превышает l , переходы автомата определяются в так называемое «безразличное» состояние. Поскольку l -эквивалент является инициальным автоматом, то задача установления того факта, принадлежит ли наблюдаемая последовательность (длины не большей, чем l) языку l -эквивалента, имеет полиномиальную сложность.

Использование уникальных идентификаторов состояний для определения начального состояния автомата-спецификации

В процессе пассивного тестирования мы не знаем, в каком состоянии мы начинаем наблюдать поведение реализации, поэтому в качестве автомата-спецификации берется недетерминированный автомат $Spec^{no}$, начальным состоянием которого является все множество состояний автомата-спецификации. Нашей задачей является определить, существует ли состояние в автомате-спецификации, в котором может быть реализована наблюдаемая входо-выходная последовательность. Процесс такой проверки значительно упрощается, если состояния автомата-спецификации обладают так называемыми уникальными идентификаторами. В этом случае достаточно проверять возможность реализации входо-выходной последовательности только в одном состоянии.

Пусть задан автомат $Spec$ и уникальный идентификатор α/β_i состояния s_i . Если в процессе пассивного тестирования во входо-выходной последовательности реализации содержится отрезок α/β_i , то можно установить, что спецификация находилась в состоянии s_i перед подачей входной последовательности α_i , то есть однозначно определить начальное состояние автомата-спецификации. Таким образом, недетерминированный автомат-спецификация может быть сокращен за счет использования уникальных идентификаторов состояний.

Известно [4], что если автомат обладает уникальными идентификаторами состояний, то длина идентификаторов обычно не превышает 2-3 символов. Поэтому данный подход может быть применен к сокращению l -эквивалента автомата-спецификации.

Пример 2. Рассмотрим конечный автомат, описывающий поведение протокола Inres [5] (часть Responder). Поскольку автомат-спецификация не является полностью определенным автоматом, мы доопределили неопределенные переходы как переходы в то же самое состояние с выходным символом *null*. Полученный полностью определенный автомат представлен на рис. 2.

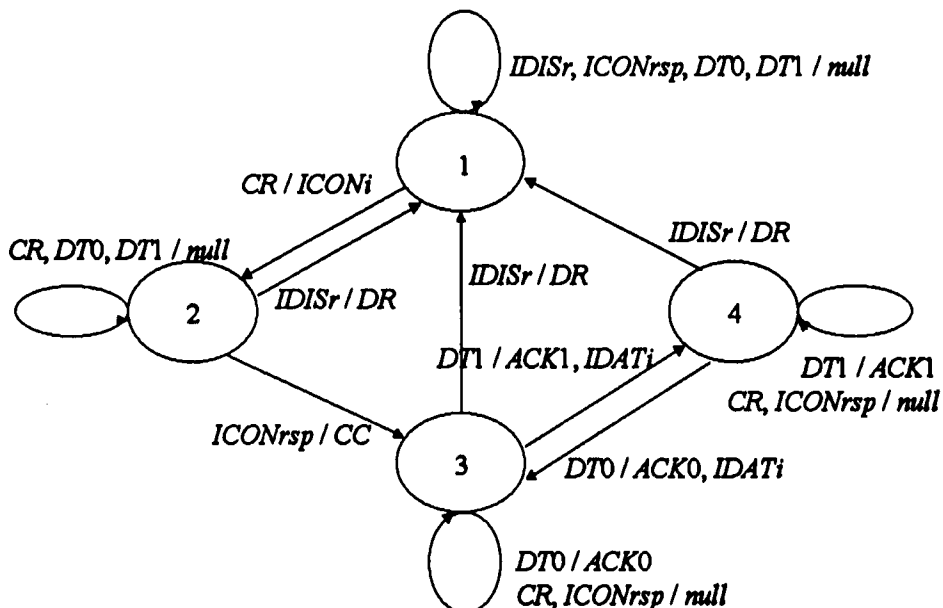


Рис. 2. Конечный автомат, описывающий поведение протокола Inres

Уникальные идентификаторы состояний протокола суть $UIO_1 = \{CR\}$, $UIO_2 = \{ICONrsp\}$, $UIO_3 = UIO_4 = \{DT0\}$ или $UIO_3 = UIO_4 = \{DT1\}$. Длина каждого уникального идентификатора не превышает 1.

Заключение

В работе изложен подход к пассивному тестированию, основанный на сокращении спецификации, в том числе с использованием уникальных идентификаторов состояний. Показано, что автомат-спецификация может быть сокращен, во-первых, за счет построения l -эквивалента автомата. Поскольку такой автомат является недетерминированным, то можно однозначно установить начальное состояние спецификации, используя уникальные идентификаторы состояний, наблюдая их во входо-выходной последовательности и проверяя, какому состоянию спецификации соответствует данный идентификатор.

ЛИТЕРАТУРА

1. Гилл А. Введение в теорию конечных автоматов. – М.: Наука, 1966. – 272 с.
2. Трахтенброт Б.А., Барздин Я.М. Конечные автоматы (Поведение и синтез). – М.: Наука, 1970. – 400 с.
3. Sabnani K., Dahbura A. A protocol test generation procedure // Computer Networks and ISDN Systems. – 1988. – V. 15. – No. 4. – P. 283 – 297.
4. Dorofeeva M., El-Fakih K., Cavalli A.R., Yevtushenko N. Experimental evaluation of FSM-based testing methods // Proceedings IEEE International Conference on Software Engineering and Formal Methods. – 2005. – P. 23 – 32.
5. Hogrefe D. OSI Formal Specification Case Study: The Inres Protocol and Service // Technical report IAM-91-012: University of Bern. – 1991.

УДК 618.5:519.68

МЕТОД СИНТЕЗА ПРОВЕРЯЮЩИХ ТЕСТОВ ДЛЯ РАСШИРЕННЫХ АВТОМАТОВ БЕЗ ПОСТРОЕНИЯ ЭКВИВАЛЕНТНОГО КОНЕЧНОГО АВТОМАТА

А.В. Коломеец, С.А. Прокопенко

Томский государственный университет

E-mail: {786-kav, prokopenko}@elefot.tsu.ru

Предлагается метод синтеза проверяющих тестов для расширенных автоматов на основе частичного моделирования поведения автомата.

Ключевые слова: *расширенный автомат, конечный автомат, проверяющий тест.*

Введение

Построение проверяющих тестов для протоколов вычислительных сетей является одной из актуальных технических задач. Для построения проверяющего теста необходимо иметь, в первую очередь, адекватную математическую модель протокола. В настоящее время для описания поведения протоколов вычислительных сетей все чаще используются расширенные автоматы [1 – 3].

В большинстве случаев при построении проверяющих тестов поведение расширенного автомата моделируется на параметризованных входных последовательностях, и далее тест строится известными методами по эквивалентному конечному автомату. Однако такой переход не всегда возможен, а в тех случаях, когда такой переход возможен, размерность эквивалентного конечного автомата получается очень большой. В данной работе мы показываем, что в случае, когда состояния расширенного автомата обладают уникальными идентификаторами, при построении теста с фиксированной полнотой можно ограничиться частичным моделированием расширенного автомата.

1. Определения

Формально [1] под *расширенным автоматом* M понимается пятерка (S, X, Y, T, V) , где S – непустое конечное множество состояний автомата; X – непустое множество входных символов, называемое входным алфавитом; Y – непустое множество выходных символов, называемое выходным алфавитом; V – конечное, возможно, пустое множество контекстных переменных; T – множество переходов между состояниями из S .

Каждый переход t из T – это семёрка (s, x, P, op, up, s') , где s и s' принадлежат множеству состояний S и являются начальным и конечным состояниями перехода; $x \in X$ есть входной символ; $u \in Y$ – выходной символ; P , op и up – функции, определенные над входными параметрами и контекстными переменными из V :

$P: D_{inp} \times D_V \rightarrow \{\text{Истина, Ложь}\}$ – предикат, где D_V – множество контекстных векторов;