О синтезе безусловных установочных и синхронизирующих экспериментов для наблюдаемых входо-выходных полуавтоматов*

Игорь Бурдонов[1] *<igor@ispras.ru>*
Нина Евтушенко[1] *<evtushenko@ispras.ru>*
Александр Косачев[1] *<kos@ispras.ru>*
Наталья Кушик[2] *<nataila.kushik@telecom-sudparis.eu>*
[1]*Институт системного программирования РАН им. В.П. Иванникова,*
109004, Россия, г. Москва, ул. А. Солженицына, д. 25
[2]*Телеком Южный Париж / Политехнический Институт Парижа*
91120, Франция, Палезо, пл. Маргерит Пере, 19

В статье исследуется проблема построения синхронизирующих и установочных экспериментов для недетерминированных входо-выходных полуавтоматов; соответствующие входные последовательности активно используются при тестировании (неинициальных) дискретных систем. При активном тестировании появляется возможность установить предъявленный полуавтомат в известное состояние; при пассивном тестировании знание текущего состояния дает возможность сократить количество проверок требуемых свойств, и как следствие, снизить сложность тестирования. Мы отмечаем, что такие эксперименты для входо-выходных полуавтоматов отличаются от хорошо известных «умозрительных» экспериментов с классическими конечными автоматами, устанавливаем условия существования и правила построения таких экспериментов при заранее определенной дисциплине подачи входных сигналов, что позволяет свести задачи построения установочного и синхронизирующего экспериментов к хорошо известной задаче построения установочного и синхронизирующего экспериментов для подходящих конечных автоматов.

Ключевые слова: конечный входо-выходной полуавтомат, установочная последовательность, синхронизирующая последовательность.

Введение

Проблема идентификации состояний в конечных автоматах (Finite State Machine или FSM в англоязычной литературе) является актуальной. Идентификация состояний используется в различных приложениях, в частности, для уменьшения сложности при активном и пассивном тестировании [1-3]. При активном тестировании наличие [1]идентификационных последовательностей позволяет сократить длину теста. В [3] авторы иллюстрируют, как установочные и синхронизирующие последовательности могут ускорить / оптимизировать мониторинг (компонентов) систем связи. Идентификация состояний проводится на основе

* Работа частично поддержана проектом 075-15-2020-788 МинОбрНауки РФ

умозрительного (gedanken) эксперимента с конечным автоматом [1] и состоит в подаче входной последовательности на исследуемый автомат, наблюдении за выходной реакцией и заключении о начальном или текущем состоянии автомата. Если делается вывод о текущем состоянии конечного автомата (состоянии после эксперимента), то эксперимент называется *установочным* или *синхронизирующим*. При синхронизирующем эксперименте нет необходимости в наблюдении выходных реакций исследуемого автомата, в то время как в установочном эксперименте текущее состояние автомата, предъявленного к эксперименту, однозначно определяется на основе выходной реакции автомата. Если подаваемая входная последовательность определяется заранее и не изменяется в процессе эксперимента, то эксперимент называется безусловным. В этом случае можно говорить о синхронизирующей или установочной последовательности, и существует много публикаций о методах построения таких последовательностей для детерминированных и недетерминированных, полностью и частично определенных автоматов [см. например, 4, 5].

Однако возможности конечных автоматов при описании поведения (компонентов) коммуникационных систем весьма ограничены. Более общей моделью является конечный входо-выходной полуавтомат [6, 7], который также активно используется при синтезе тестов. В таком полуавтомате переходы между состояниями помечаются не парой <входной, выходной символ>, а одним входным или выходным символом. В статье [8] проблема идентификации состояний для входо-выходных полуавтоматов изучалась для случая, когда в каждом состоянии разрешены только входные или только выходные символы, достаточно часто называемые также *действиями*. В настоящей работе мы расширяем этот подход на полуавтоматы с состояниями, в которых возможны и входные, и выходные действия. Основные отличия от предыдущей публикации следующие: расширяется класс исследуемых полуавтоматов, и, в связи с этим, безусловный эксперимент определяется на трассе полуавтомата, а не для входной последовательности.

Кроме того, рассматриваются необходимые при активном тестировании устойчиво установочные последовательности, соответствующие полным трассам, т.е. трассам, которые переводят полуавтомат из любого состояния в устойчивое состояние, в котором не определены переходы по выходным символам. Таким образом, основной научный вклад данной статьи - определение установочных и синхронизирующих *экспериментов* для конечных входо-выходных полуавтоматов, и адаптация известных методов для проверки существования и построения таких экспериментов.

Структура статьи следующая. Второй раздел содержит необходимые определения и обозначения. В третьем разделе вводятся понятия синхронизирующего и установочного экспериментов для входо-выходных полуавтоматов, в то время как четвертый раздел посвящен методам проверки существования и синтеза таких экспериментов. В заключении подводятся итоги работы, и обсуждаются перспективы дальнейших научных исследований.

1. Основные определения и обозначения

Конечный входо-выходной *полуавтомат* (или далее просто *полуавтомат*) есть четверка $\boldsymbol{S} = (S, s_0, I, O, h_S)$, где S - конечное непустое множество состояний, I – конечное множество входных действий, O – конечное множество выходных действий, $I \cap O = \varnothing$, и $h_S \subseteq S \times (I \cup O) \times S$ есть отношение переходов. Из практических соображений мы полагаем, что множество $(I \cup O)$ не является пустым. Полуавтомат $\boldsymbol{S}$, в котором для любого действия в каждом состоянии существует не более одного перехода, помеченного этим действием, называется *наблюдаемым.* Полуавтомат $\boldsymbol{S}$, в котором каждое состояние может быть начальным, называется *неинициальным*, и в данной работе мы рассматриваем наблюдаемые неинициальные полуавтоматы.

Существует переход из состояния s в состояние s' под действием символа a, если и только если тройка (s, a, s') принадлежит отношению переходов h_S. Полуавтомат

недетерминированный, если в некотором состоянии определены несколько выходных символов [8]. Далее мы рассматриваем только наблюдаемые, возможно недетерминированные полуавтоматы, если явно не сказано иное. Полуавтомат обычно рассматривается как трассовая модель, где под трассой в состоянии s понимается последовательность действий из алфавита $I \cup O$, допустимая в этом состоянии. Обозначим через S_{st} множество состояний, в которых не определены переходы по выходным символам; такие состояния будем называть *устойчивыми* состояниями: полуавтомат может оставаться в таком состоянии бесконечно долго, пока на его вход не будет подано некоторое входное воздействие (входной символ). В частности, в полуавтомате могут быть состояния, в которых не определены никакие действия. Множество всех таких состояний обозначается S_{und}. Состояние полуавтомата называется *смешанным* состоянием, если в состоянии определены входные и выходные символы.

Трасса в состоянии s называется *полной*, если она заканчивается в состоянии из S_{st}. Для возможного наблюдения таких трасс вводится специальный выходной символ $\delta \notin I \cup O$, так называемый «*молчащий* символ (quiescence)» [6], т.е. в каждом состоянии, в котором не определены переходы по выходным символам, добавляется петля по символу δ, который считается выходным символом, и в результате получается полуавтомат $\boldsymbol{S}^{\delta}$. В полуавтомате $\boldsymbol{S}^{\delta}$ выходной алфавит есть $O \cup \{\delta\}$. Таким образом, трасса σ полуавтомата $\boldsymbol{S}$ является полной в состоянии s тогда и только тогда, когда в полуавтомате $\boldsymbol{S}^{\delta}$ в состоянии s есть трасса $\sigma\delta$, что соответствует тому, что после этой трассы не может появиться ни один выходной символ из алфавита O (так называемые δ-трассы). По определению, из каждой трассы полуавтомата $\boldsymbol{S}^{\delta}$ после удаления символов δ получается трасса полуавтомата $\boldsymbol{S}$, и обратно, если в трассу σ полуавтомата $\boldsymbol{S}$ добавить любое число символов δ после каждого префикса σ, который является полной трассой, то получится трасса полуавтомата $\boldsymbol{S}^{\delta}$.

2. Установочные эксперименты с входо-выходными полуавтоматами

Так же как и для конечных автоматов [1], «умозрительные» эксперименты с полуавтоматами заключаются в подаче на полуавтомат входной последовательности, которая в случае полуавтоматов может быть пустой последовательностью, наблюдении выходной последовательности, которая также может быть пустой последовательностью, и выводе заключения о некоторых свойствах полуавтомата. Эксперимент называется *синхронизирующим* или *установочным*, если в результате эксперимента можно установить финальное (текущее) состояние полуавтомата. В отличие от конечных автоматов, «умозрительные» эксперименты с полуавтоматами в общем случае не удается описать посредством множества входных последовательностей с допустимыми выходными реакциями. Причиной является тот факт, что для одной и той же входной последовательности возможны различные трассы с одной и той же выходной реакцией. Например, для входной последовательности $i_1 i_2$ возможны трассы $i_1 o_1 i_2 o_2$ и $i_1 i_2 o_1 o_2$. В первом случае входной символ i_2 подается только после получения реакции o_1 до истечения специального таймаута $T_{вх}$, а во втором случае входной символ i_2 подается в промежуток времени $T_{вх}$, и полуавтомат не «успевает» выдать выходной символ o_1 до получения входного символа i_2. Соответственно, при подаче входной последовательности должна учитываться определенная дисциплина подачи входных символов. Если начальное состояние, в котором подается входная последовательность, неизвестно, то *дисциплина* подачи такой последовательности должна удовлетворять каждому состоянию из множества начальных состояний.

Для формального представления дисциплины подачи входных сигналов мы используем специальный входной символ ω и копию s' для каждого состояния s полуавтомата $\boldsymbol{S}^{\delta}$, в которую переносятся все выходные символы из состояния s. В состоянии s остаются только входные символы и символ ω, переводящий полуавтомат из состояния s в его копию s'. В результате получается полуавтомат $\boldsymbol{S}^{\delta\omega}$. Соответственно, из

каждой трассы полуавтомата $\boldsymbol{S}^{\delta\omega}$ после удаления символов δ и ω получается трасса полуавтомата $\boldsymbol{S}$, и обратно, если в трассу σ полуавтомата $\boldsymbol{S}$ добавить любое число символов δ после каждого префикса σ, который является полной трассой, и символ ω перед каждым выходным символом, включая δ, то получится трасса полуавтомата $\boldsymbol{S}^{\delta\omega}$.

Для полуавтомата «умозрительные» эксперименты можно описать посредством трасс, которые содержат входные и выходные действия, а также «искусственные» символы δ и ω. Введенному символу ω соответствует специальный таймаут $T_{вх}$; выходному символу δ – таймаут $T_{вых}$. Символ ω во входной последовательности «говорит», что в пределах таймаута $T_{вх}$ нельзя подать ни один входной символ. После этого ожидается выходной символ в пределах таймаута $T_{вых}$; если выходной символ не производится, то считается, что полуавтомат выдал выходной символ δ.

Как обычно, мы полагаем, что исходный полуавтомат имеет не менее двух состояний, поскольку для полуавтомата с одним состоянием отсутствует задача установки полуавтомата в известное состояние. Эксперимент по идентификации текущего состояния полуавтомата проводится следующим образом. Входная последовательность эксперимента есть последовательность вида $\alpha = \omega^{t_1} i_1 \ldots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$, $i_j \in I$, $j = 1, \ldots, k$. Если в текущий момент времени требуется подать входной символ $i_j \in I$, $j = 1, \ldots, k$, то тестер подает этот входной сигнал в пределах временного промежутка $T_{вх}$, и после этого таймер «сбрасывается». Если в последовательности находится символ ω, то тестер ожидает выходной сигнал. Если система выдает выходной символ, то таймер «сбрасывается», и анализируется следующий входной символ последовательности α. Если за время $T_{вых}$ система не произвела выходного символа, то предполагается, что система выдала выходной символ δ, и таймер «сбрасывается».

Пусть $\alpha = \omega^{t_1} i_1 \ldots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$, $i_j \in I$, $j = 1, \ldots, k$, – последовательность, содержащая входные символы полуавтомата и символ ω. Трасса σ в состоянии s полуавтомата $\boldsymbol{S}^{\delta}$ называется *совместимой* с α, если имеет вид $\beta_{t_1} i_1 \ldots \beta_{t_k} i_k \beta_{t_{k+1}}$, где β_j –

последовательность длины t_j из выходных символов и символа δ, $j = 1, \ldots, k + 1$. Для входо-выходных полуавтоматов возможны два различных определения установочной последовательности, которые при тестировании дискретных систем, вообще говоря, неявно соответствуют различным режимам тестирования: активному и пассивному. При активном тестировании установочный эксперимент должен установить систему в известное конечное состояние, причем момент подачи самого теста может быть любым после установки системы. В этом случае установочная последовательность должна перевести полуавтомат в устойчивое состояние. При пассивном тестировании, вообще говоря, этого не требуется, чтобы установочная последовательность переводила полуавтомат в устойчивое состояние, и соответственно, мы предлагаем два определения установочной последовательности.

Последовательность $\alpha \in (I \cup \{\omega\})^*$ называется *установочной* для полуавтомата $\boldsymbol{S}$, если 1) в каждом состоянии существует трасса в $\boldsymbol{S}^\delta$, совместимая с α; и 2) для любых двух состояний s_1, s_2 и любой общей трассы σ в этих состояниях, совместимой с α, σ переводит полуавтомат из состояний s_1 и s_2 в одно и то же состояние. Если α - установочная последовательность для полуавтомата $\boldsymbol{S}$ и существует состояние s, такое, что любая трасса σ, совместимая с α, переводит полуавтомат из любого состояния в состояние s, то α называется *синхронизирующей* для полуавтомата $\boldsymbol{S}$.

Последовательность α называется *устойчиво установочной* для полуавтомата $\boldsymbol{S}$, если 1) в каждом состоянии существует трасса в $\boldsymbol{S}^\delta$, совместимая с α, причем совместимыми являются только полные трассы; и 2) для любых двух состояний s_1, s_2 и любой общей полной трассы σ в этих состояниях, совместимой с α, σ переводит полуавтомат из состояний s_1 и s_2 в одно и то же состояние. В этом случае после подачи установочной последовательности полуавтомат закончит работу в устойчивом состоянии, в котором может оставаться бесконечно долго, например, до подачи тестовой последовательности. Если α устойчиво установочная последовательность для

полуавтомата $\boldsymbol{S}$ и существует состояние s, такое, что любая полная трасса σ, совместимая с α, переводит полуавтомат из любого состояния в состояние s, то α называется *устойчиво синхронизирующей* для полуавтомата $\boldsymbol{S}$. Непосредственно из определения установочной/синхронизирующей последовательности следует следующее утверждение.

Утверждение 1. 1. В полуавтомате не существует установочной (синхронизирующей) последовательности, если для любой входной последовательности $\gamma \in I^*$ существует состояние, в котором отсутствует трасса с подходящей входной проекцией. 2. В полуавтомате не существует устойчиво установочной (синхронизирующей) последовательности, если для любой входной последовательности $\gamma \in I^*$ существует состояние, в котором отсутствует полная трасса с такой входной проекцией. 3. В полуавтомате с числом состояний не меньше 2 не существует (устойчиво) установочной (синхронизирующей) последовательности, если множество S_{und} содержит больше одного состояния. 4. В полуавтомате не существует устойчиво установочной (устойчиво синхронизирующей) последовательности, если в каждом состоянии полуавтомата определен хотя бы один выходной символ, отличный от δ, т.е. множество S_{st} является пустым.

Если в полуавтомате $\boldsymbol{S}$ нет ни одного перехода, помеченного выходным символом из O, то входо-выходной полуавтомат становится классическим автоматом без выходных символов, для которого рассматривается только существование синхронизирующей последовательности [4]. Если в полуавтомате нет переходов, помеченных входными символами из I, то для наблюдаемого полуавтомата устойчиво установочная / синхронизирующая последовательность есть последовательность, состоящая только из символов ω, т.е. полуавтомат только выдает выходные символы с интервалом, не меньшим $T_{вых}$. Такая последовательность является устойчиво установочной для полуавтомата $\boldsymbol{S}$, если и только если любая трасса в любом состоянии полуавтомата $\boldsymbol{S}^{\delta}$, совместимая с такой последовательностью, является полной, и для любых двух состояний

s_1 и s_2 и любой общей выходной последовательности β в этих состояниях, β переводит полуавтомат из состояний s_1 и s_2 в одно и то же состояние.

Пусть α – установочная последовательность для наблюдаемого полуавтомата $\boldsymbol{S}$ и $b \in I \cup \{\omega\}$. Если для последовательности αb ($b\alpha$) в каждом состоянии существует трасса в $\boldsymbol{S}^{\delta}$, совместимая с αb ($b\alpha$), то можно показать, что αb ($b\alpha$) тоже установочная последовательность. Подобное утверждение имеет место также для устойчиво установочных последовательностей.

Утверждение 2. 1. Если α – установочная последовательность для полуавтомата $\boldsymbol{S}$, то последовательности αb и $b\alpha$, $b \in I \cup \{\omega\}$, для которых в каждом состоянии существует трасса в $\boldsymbol{S}^{\delta}$, совместимая с αb ($b\alpha$, соответственно), также суть установочные последовательности для полуавтомата $\boldsymbol{S}$. 2. Если α – устойчиво установочная последовательность для полуавтомата $\boldsymbol{S}$, то последовательности αb и $b\alpha$, для которых в каждом состоянии существует полная трасса в $\boldsymbol{S}^{\delta}$, совместимая с αb ($b\alpha$, соответственно) и все такие совместимые трассы являются полными, являются устойчиво установочными последовательностями для полуавтомата $\boldsymbol{S}$.

3. Проверка существования и построение безусловной установочной и синхронизирующей последовательностей для входо-выходного полуавтомата

Так же как в работе [8], для построения установочной / синхронизирующей последовательности мы преобразуем полуавтомат $\boldsymbol{S}$ в конечный автомат, чтобы воспользоваться хорошо известными методами идентификации финального состояния для конечных автоматов. Автомат $M^{\delta\omega}{}_S$ содержит все состояния полуавтомата $\boldsymbol{S}$ и строится следующим образом:

- в состоянии s для входного символа $i \in I$ есть переход в состояние q с выходным символом δ, если и только если в исходном полуавтомате есть переход из состояния s в состояние q по входному символу i;

- в состоянии s для входного символа $\omega \notin I$ есть переход в состояние q с выходным символом o, если и только в исходном полуавтомате в состоянии s есть переход в q с выходным символом o;

- в состоянии s автомата есть петля, помеченная парой ω/δ, если и только если $s \in S_{st}$.

Мы покажем, что полуавтомат $\boldsymbol{S}$ имеет установочную (синхронизирующую) последовательность, если и только если $M^{\delta\omega}{}_S$ обладает такой последовательностью с определенными свойствами.

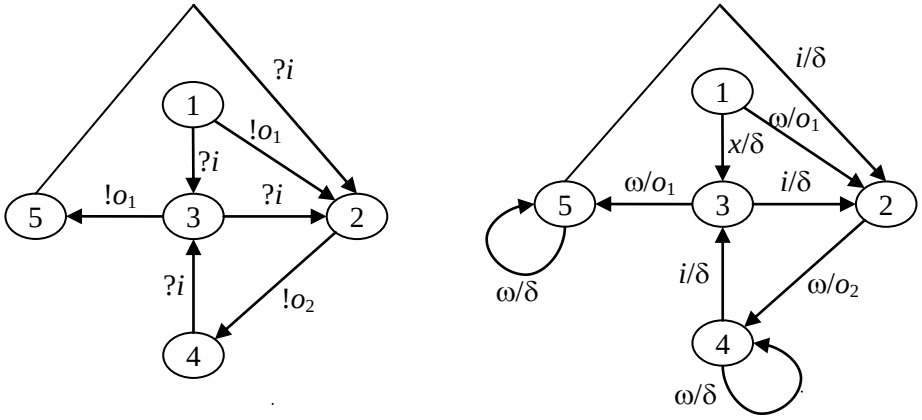

Рис. 1. Полуавтомат $\boldsymbol{S}$ и соответствующий ему конечный автомат $M^{\delta\omega}{}_S$.

Рассмотрим полуавтомат $\boldsymbol{S}$ на рисунке 1, по которому построен соответствующий конечный автомат $M^{\delta\omega}{}_S$. Построим установочную последовательность для этого автомата. Эта последовательность не может начинаться с входного символа i, т.к. этот входной символ не определен в состоянии 2. Поэтому в начальный момент времени подается ω (т.е. фактически ничего не подаем). И мы ожидаем или o_2 (полуавтомат перешел в известное состояние 4), или o_1 (полуавтомат перешел в состояние 2 или 5), или после выходного таймаута знаем, что текущее состояние 4 или 5. Поскольку переход по i не

определен в состоянии 2, после выдачи выходного символа или истечении выходного таймаута мы снова ожидаем выходной символ. В данном случае мы или знаем, что попали в состояние 4 (выходной символ o_2), или, по-прежнему, находимся в состоянии 4 или 5. Подаем входной символ i, попадаем в состояние 2 или 3, и после этого снова ждем выходной символ (входной символ ω). Если после этого получили o_2, то полуавтомат оказался в состоянии 4, а если получили o_1, то в состоянии 5. Таким образом, полуавтомат обладает установочной последовательностью ωωxω, которая является, в том числе, устойчиво установочной, поскольку в любом состоянии каждая трасса, совместимая с ωωxω является полной.

Однако если в исходном полуавтомате не каждое состояние является устойчивым, то не всякая установочная последовательность автомата $M^{\delta\omega}{}_S$ будет устойчиво установочной; такая последовательность должна заканчиваться только в устойчивых состояниях автомата; тем не менее, такой полуавтомат может обладать устойчиво установочной последовательностью. На рис. 2а приведен пример полуавтомата для случая, когда в полуавтомате есть установочная последовательность ωωiω, но отсутствует устойчиво установочная последовательность. В примере на рис. 2б есть установочные последовательности ωωi_1ω и ω$\omega i_1 i_2$, но только вторая последовательность устойчиво установочная. В примере на рис. 2в устойчиво установочная последовательность ω$\omega i_1 \omega i_2$ является продолжением установочной последовательности ωωi_1ω, которая не является устойчиво установочной. Для построения устойчиво установочной последовательности мы используем понятие S_{st}-установочной последовательности (S'-установочная последовательность [4]).

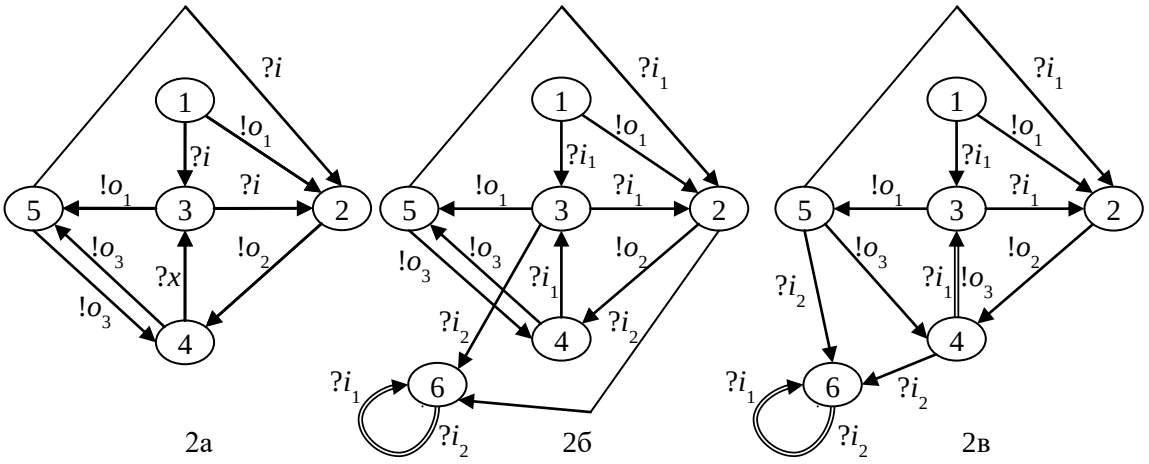

Рис. 2. Примеры полуавтоматов с (устойчиво) установочными последовательностями

Установочная последовательность γ автомата $M^{\delta\omega}{}_S$ называется S_{st}-установочной последовательностью, если все трассы автомата $M^{\delta\omega}{}_S$ с входной проекцией γ и одной и той же выходной проекцией независимо от начального состояния заканчиваются в одном и том же состоянии из множества S_{st}, где S_{st} – множество устойчивых состояний полуавтомата ***S***, т.е. состояний, в которых нет переходов по выходным действиям. Если все трассы автомата $M^{\delta\omega}{}_S$ с входной проекцией γ независимо от начального состояния и выходной проекции заканчиваются в одном и том же состоянии из множества S_{st}, то S_{st}-установочная последовательность называется S_{st}-синхронизирующей последовательностью [4]. Если автомат не обладает установочной (синхронизирующей) последовательностью, то этот автомат не обладает и S_{st}-установочной (S_{st}-синхронизирующей) последовательностью; обратное, вообще говоря, не верно.

Утверждение 3. 1. Полуавтомат ***S*** имеет установочную последовательность, если и только если $M^{\delta\omega}{}_S$ обладает установочной последовательностью. 2. Полуавтомат ***S*** имеет устойчиво установочную последовательность, если и только если $M^{\delta\omega}{}_S$ обладает S_{st}-установочной последовательностью.

Доказательство. Пусть $\beta_1\alpha_1 \ldots \beta_k\alpha_k\beta_{k+1}$ есть трасса в алфавитах I и O полуавтомата $\boldsymbol{S}^{\delta}$, где $\alpha_1, \ldots, \alpha_k$ - входные последовательности, и $\beta_1, \ldots, \beta_k, \beta_{k+1}$ - выходные последовательности, которые могут включать символ δ как выходной символ, и каждая из которых может быть пустой последовательностью. По построению автомата $M^{\delta\omega}{}_S$, в полуавтомате $\boldsymbol{S}$ есть переход из состояния s в состояние s' под действием выходного символа o, если и только если такой переход существует в автомате $M^{\delta\omega}{}_S$ с пометкой ω/o. В полуавтомате $\boldsymbol{S}$ есть переход из состояния s в состояние s' под действием входного символа i, если и только если в автомате $M^{\delta\omega}{}_S$ есть переход из состояния s в состояние s' с пометкой i/δ. Таким образом, полуавтомат $\boldsymbol{S}$ в состоянии s имеет трассу $\beta_1\alpha_1 \ldots \beta_k\alpha_k\beta_{k+1}$, которая переводит полуавтомат в состояние s', если и только если в автомате $M^{\delta\omega}{}_S$ есть трасса $\omega^{|\beta_1|}/\beta_1.\alpha_1/\delta^{|\alpha_1|} \ldots \omega^{|\beta_k|}/\beta_k.\alpha_k/\delta^{|\alpha_k|}\omega^{|\beta_{k+1}|}/\beta_{k+1}$, переводящая автомат из состояния s в состояние s', где запись $i_1 i_2 \ldots i_k/o_1 o_2 \ldots o_k$ обозначает последовательность i_1/o_1, $i_2/o_2, \ldots, o_k/o_k$.

$\Rightarrow$ Пусть автомат $M^{\delta\omega}{}_S$ обладает установочной последовательностью $\omega^{t_1} i_1 \ldots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$, $i_j \in I$, $j = 1, \ldots, k$. По определению установочной последовательности, последовательность $\omega^{t_1} i_1 \ldots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$ определена в каждом состоянии автомата $M^{\delta\omega}{}_S$, и для любой выходной последовательности $\beta_1\delta \ldots \beta_k\delta\beta_{k+1}$, такой, что трасса $\omega^{|\beta_1|}/\beta_1.i_1/\delta \ldots \omega^{|\beta_k|}/\beta_k.i_k/\delta\ \omega^{|\beta_{k+1}|}/\beta_{k+1}$выполняется хотя бы в одном состоянии s автомата, существует состояние s', такое что $\omega^{|\beta_1|}/\beta_1.i_1/\delta \ldots \omega^{|\beta_k|}/\beta_k.i_k/\delta\ \omega^{|\beta_{k+1}|}/\beta_{k+1}$-преемник любого состояния s есть либо пустое множество, либо состояние s'. Таким образом, $\omega^{|\beta_1|} i_1 \ldots \omega^{|\beta_k|} i_k/\omega^{|\beta_{k+1}|}$ есть установочная последовательность для полуавтомата $\boldsymbol{S}$.

$\Leftarrow$ Пусть теперь полуавтомат $\boldsymbol{S}$ обладает установочной последовательностью $\alpha = \omega^{t_1} i_1 \ldots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$. Тогда, по определению, в каждом состоянии полуавтомата существует трасса в $\boldsymbol{S}^{\delta}$, совместимая с α; и для любых двух состояний s_1, s_2 и любой общей трассы σ в этих состояниях, совместимой с α, σ переводит полуавтомат из состояний s_1 и s_2 в одно и то же состояние. Иными словами, для любой трассы σ, совместимой с α, финальное

состояние определяется единственным образом, независимо от начального состояния полуавтомата, однако эти состояния могут быть различными для трасс σ с различными выходными проекциями.

По определению автомата $M^{\delta\omega}{}_S$, из того, что в каждом состоянии полуавтомата существует трасса, совместимая с $\omega^{t_1} i_1 \ldots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$ следует, что поведение конечного автомата в каждом состоянии определено на этой последовательности, и более того, для любой выходной реакции $\beta_1\delta \ldots \beta_k\delta\beta_{k+1}$ на эту последовательность существует состояние s', такое, что если $\omega^{t_1}/\beta_1.i_1/\delta \ldots \omega^{t_k}/\beta_k.i_k/\delta.\omega^{t_{k+1}}/\beta_{k+1}$ выполняется хотя бы в одном состоянии s полуавтомата, то $\omega^{t(1)}/\beta_1.i_1 \ldots \omega^{t(k)}/\beta_k.i_k.\ \omega^{t_{k+1}}/\beta_{k+1}$-преемник любого такого состояния s есть либо пустое множество, либо множество $\{s'\}$. Таким образом, $\omega^{t_1} i_1 \ldots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$ есть установочная последовательность для автомата $M^{\delta\omega}{}_S$.

Свойство 2) утверждения доказывается аналогичным образом, за исключением того факта, что в полуавтомате рассматриваются только полные трассы, а в конечном автомате – трассы, которые заканчиваются в состояниях из множества S_{st},.

Алгоритм проверки существования и построения S_{st}-установочной последовательности для конечного автомата в общем случае не известен; однако достаточно просто он может быть основан на продлении дерева преемников автомата [5], корень которого помечен множеством всех пар различных состояний, до получения только синглетонов $\{s\}$, $s \in S_{st}$.

Аналогично утверждению 3, можно доказать следующее утверждение.

Утверждение 4. 1. Полуавтомат ***S*** обладает синхронизирующей последовательностью, если и только если $M^{\delta\omega}{}_S$ обладает синхронизирующей последовательностью. 2. Полуавтомат ***S*** обладает устойчиво синхронизирующей последовательностью, если и только если $M^{\delta\omega}{}_S$ обладает S_{st}-синхронизирующей последовательностью.

В заключение заметим, что оценки длины и сложности построения установочных / синхронизирующих последовательностей совпадают с таковыми для конечных автоматов. Представляет интерес описание классов полуавтоматов, для которых всегда существует установочная / синхронизирующая последовательность полиномиальной длины.

Заключение

В настоящей работе обсуждается проблема построения установочных и синхронизирующих экспериментов для входо-выходных полуавтоматов. Вводится понятие таких «умозрительных» экспериментов, которое, вообще говоря, отличается от аналогичного понятия в теории автоматов, и предлагается метод построения установочных и синхронизирующих последовательностей на основе построения конечного автомата с тем же множеством трасс. Соответственно, оценки сложности таких последовательностей совпадают с оценками сложности для подходящих классических конечных автоматов.

Поскольку для конечных автоматов адаптивность в некоторых случаях позволяет снизить сложность проверки существования и построения установочных и синхронизирующих экспериментов [5], в дальнейшем авторы предполагают рассмотреть адаптивные установочные и синхронизирующие эксперименты для полуавтоматов, а также выделить классы с «хорошими» оценками сложности для таких экспериментов.

Литература

1. *А. Гилл. Введение в теорию конечных автоматов*. М.: Наука, 1966. 272 с.
2. Hennie F. C. Fault-Detecting Experiments for Sequential Circuits // Fifth Ann. Symp. Switching Circuit Theory and Logical Design. 1964. P. 95-110.
3. Kushik N., Lopez J., Cavalli A., Yevtushenko N. Improving Protocol Passive Testing through "Gedanken" Experiments with Finite State Machines // Intern. Conf. Software Quality, Reliability and Security. 2016. P. 315–322.

4. Sandberg S. Homing and Synchronization Sequences // Lecture Notes in Computer Science. 2005. No. 3472. P. 5–33.
5. Н. Евтушенко, Н. Кушик. Некоторые задачи идентификации состояний для недетерминированных автоматов. Томск,: СТТ, 2018, 272 с.
6. *Tretmans J.* A formal approach to conformance testing // The Intern. Workshop on Protocol Test Systems. 1993. P. 257–276.
7. Igor B. Burdonov, Nina Yevtushenko, Alexander S. Kossatchev. Separating Input/Output Automata With Nondeterministic Behavior // Russian Digital Libraries Journal. 2020. Volume 23. No. 4. P. 634-655.
8. *Kushik N., Yevtushenko N., Burdonov I., Kossachev A.* Synchronizing and Homing Experiments for Input/output Automata // System Informatics. 2017. No. 10. P. 1–10.

БУРДОНОВ Игорь Борисович – гл. н.с. института системного программирования РАН им. В.П. Иванникова, 109004, Россия, г. Москва, ул. А. Солженицына, д. 25. E-mail: igor@ispras.ru, тел. +74959125317 доб. 426.
ЕВТУШЕНКО Нина Владимировна – гл. н.с. института системного программирования РАН им. В.П. Иванникова, 109004, Россия, г. Москва, ул. А. Солженицына, д. 25. E-mail: evtushenko@ispras.ru, тел. +74959125317 доб. 426.
КОСАЧЕВ Александр Сергеевич – вед.. н.с. института системного программирования РАН им. В.П. Иванникова, 109004, Россия, г. Москва, ул. А. Солженицына, д. 25. E-mail: kos@ispras.ru, тел. +74959125317 доб. 426.
КУШИК Наталья Геннадьевна – доц. Инженерной Школы «Телеком Южный Париж» / Политехнического Института Парижа, 91120, Франция, Палезо, пл. Маргерит Пере, 19. E-mail: natalia.kushik@telecom-sudparis.eu, тел. +33 1 75 31 44 19.

On preset homing and synchronizing experiments for observable Input/Output automata

The paper is devoted to the problem of preset homing and synchronizing experiments for observable, possibly nondeterministic Input/Output automata; corresponding input sequences are widely used when testing discrete event systems. In the active testing mode, it becomes possible to set a system to the known state, before testing. In the passive testing mode, the known state in some cases allows to minimize the number of properties to be checked and thus, to reduce the testing complexity. In the paper, we highlight that these experiments for Input/Output automata differ from those for classical Finite State Machines, and therefore, we define such experiments and establish necessary and sufficient conditions for their existence. We also show how the problems of the existence check and derivation of preset homing and synchronizing experiments for Input/Output automata can be reduced to the well known problems of deriving homing and synchronizing sequences for classical Finite State Machines.

Key words: Finite Input/Output automaton, homing sequence, synchronizing sequence.

BURDONOV Igor Borisovich – principal researcher of Ivannikov Institute for System Programming of RAS, Russia, Moscow, 25 Solzhenizyn str. E-mail: igor@ispras.ru, тел. +74959125317 доб. 426.
YEVTUSHENKO Nina Vladimirovna – principal researcher of Ivannikov Institute for System Programming of RAS, Russia, Moscow, 25 Solzhenizyn str. E-mail: evtushenko@ispras.ru, тел. +74959125317 доб. 426.
KOSSACHEV Alexandr Sergeevich – leading researcher of Ivannikov Institute for System Programming of RAS, Russia, Moscow, 25 Solzhenizyn str.E-mail: kos@ispras.ru, тел. +74959125317 доб. 426.
KUSHIK Natalia Gennadyevna – assistant professor at Télécom SuParis / Institut Polytechnique de Paris, 19 place Marguerite Perey, 91120, Palaiseau. E-mail: natalia.kushik@telecom-sudparis.eu, тел. +33 1 75 31 44 19.