Автоматика и телемеханика, № 6, 2023

Стохастические системы

© 2023 г. **И.Б. БУРДОНОВ, д-р физ.-мат. наук (igor@ispras.ru),**
Н.В. ЕВТУШЕНКО, д-р. техн. наук (evtushenko@ispras.ru),
А.С. КОСАЧЕВ, канд. физ.-мат. наук (kos@ispras.ru)
(Институт системного программирования РАН
им. В.П. Иванникова, Москва),
Н.Г. КУШИК, д-р физ.-мат. наук
(natalia.kushik@telecom-sudparis.eu)
(SAMOVAR, Telecom SudParis,
Institut Polytechnique de Paris, Палезо, Франция)

О СИНТЕЗЕ БЕЗУСЛОВНЫХ УСТАНОВОЧНЫХ И СИНХРОНИЗИРУЮЩИХ ЭКСПЕРИМЕНТОВ ДЛЯ НАБЛЮДАЕМЫХ ВХОДО-ВЫХОДНЫХ ПОЛУАВТОМАТОВ[1]

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. Отмечается, что такие эксперименты для входо-выходных полуавтоматов отличаются от хорошо известных “умозрительных” экспериментов с классическими конечными автоматами, устанавливаются 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.

DOI: 10.31857/S0005231023060041, **EDN:** CSFOPZ

1. Введение

Проблема идентификации состояний в конечных автоматах (Finite State Machine или FSM в англоязычной литературе) является актуальной. Иден-

[1] Работа выполнена при частичной поддержке Российского научного фонда (проект № 22-029-01189).

тификация состояний используется в различных приложениях, в частности для уменьшения сложности при активном и пассивном тестировании [1, 4, 5]. При активном тестировании наличие идентификационных последовательностей позволяет сократить длину теста. В [5] иллюстрируются, как установочные и синхронизирующие последовательности могут ускорить / оптимизировать мониторинг (компонентов) систем связи. Идентификация состояний проводится на основе *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, [2, 7]).

Однако возможности конечных автоматов при описании поведения (компонентов) коммуникационных систем весьма ограничены. Более общей моделью является конечный входо-выходной полуавтомат [3, 8], 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 [6] 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 этот подход расширяется 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, где не определены переходы по выходным символам. 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. Четвертый раздел посвящен методам проверки существования и синтеза таких экспериментов. В заключении подводятся итоги работы и обсуждаются перспективы дальнейших научных исследований.

2. Основные определения и обозначения

Конечный входо-выходной *полуавтомат* (далее просто *полуавтомат*) есть четверка $\mathbf{S} = (S, I, O, h_S)$, где S — конечное непустое множество состояний, I — конечное множество входных действий, O — конечное множество выходных действий, $I \cap O = \emptyset$, и $h_S \subseteq (S \times (I \cup O) \times S)$ есть отношение переходов. Из практических соображений предполагается, что множество $(I \cup O)$ не является пустым. Полуавтомат $\mathbf{S}$, в котором для любого действия в каждом состоянии существует не более одного перехода, помеченного этим действием, называется *наблюдаемым.* Полуавтомат $\mathbf{S}$, в котором каждое состояние может быть начальным, называется *неинициальным.* 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 $(s, a, s') \in h_S$ принадлежит отношению переходов h_S. Полуавтомат *недетерминированный*, если в некотором состоянии определены несколько выходных символов [6]. Далее рассматриваются 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 сколь угодно 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 как 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)” [8], 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 $\mathbf{S}^\delta$. В полуавтомате $\mathbf{S}^\delta$ выходной алфавит есть $O \cup \{\delta\}$. Таким образом, трасса σ полуавтомата $\mathbf{S}$ является полной в состоянии s тогда и только тогда, когда в полуавтомате $\mathbf{S}^\delta$ 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 $\mathbf{S}^\delta$ после удаления символов δ получается трасса полуавтомата $\mathbf{S}$, и наоборот, если в трассу σ полуавтомата $\mathbf{S}$ добавить любое число символов δ после каждого префикса σ, который является полной трассой, то получится трасса полуавтомата $\mathbf{S}^\delta$.

3. 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 в работе используются специальный входной символ ω и копия s' для каждого состояния s полуавтомата $\mathbf{S}^\delta$, 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 $\mathbf{S}^{\delta\omega}$. Соответственно из каждой трассы полуавтомата $\mathbf{S}^{\delta\omega}$ после удаления символов δ и ω получается трасса полуавтомата $\mathbf{S}$, и обратно, если в трассу σ полуавтомата $\mathbf{S}$ 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 $\mathbf{S}^{\delta\omega}$.

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 $T_{\textit{вх}}$; выходному символу δ — таймаут $T_{\textit{вых}}$. Символ ω во входной последовательности "говорит", что в пределах таймаута $T_{\textit{вх}}$ нельзя подать ни один входной символ. После этого ожидается выходной символ в пределах таймаута $T_{\textit{вых}}$; если выходной символ не производится, то считается, что полуавтомат выдал выходной символ δ.

Как обычно, предполагается, 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 $\alpha = \omega^{t_1} i_1 \dots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$, $i_j \in I$, $j = 1, \dots, k$. Если в текущий момент времени требуется подать входной символ $i_j \in I$, $j = 1, \dots, k$, то тестер подает этот входной сигнал в пределах временного промежутка $T_{\textit{вх}}$, 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 $T_{\textit{вых}}$ система не произвела выходного символа, то предполагается, что система выдала выходной символ δ, и таймер "сбрасывается".

Пусть $\alpha = \omega^{t_1} i_1 \dots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$, $i_j \in I$, $j = 1, \dots, k$, — последовательность, содержащая входные символы полуавтомата и символ ω. Трасса σ в состоянии s полуавтомата $\mathbf{S}^\delta$ называется *совместимой* с α, если имеет вид $\beta_1 i_1 \dots \beta_k i_k \beta_{k+1}$, где β_j — последовательность длины t_j из выходных символов и символа δ, $j = 1, \dots, k+1$. 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 не требуется, чтобы установочная последовательность переводила полуавтомат в устойчивое состояние. Соответственно предлагаются два определения установочной последовательности.

Последовательность $\alpha \in (I \cup \{\omega\})^*$ называется *установочной* для полуавтомата $\mathbf{S}$, если 1) в каждом состоянии существует трасса в $\mathbf{S}^\delta$, 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 $\mathbf{S}$ 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 $\mathbf{S}$.

Последовательность α называется *устойчиво установочной* для полуавтомата $\mathbf{S}$, если 1) в каждом состоянии существует трасса в $\mathbf{S}^\delta$, совместимая с α, причем совместимыми являются только полные трассы, 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 $\mathbf{S}$ 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 $\mathbf{S}$. Непосредственно из определения установочной/синхронизирующей последовательности следует следующее

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 двух 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 $\mathbf{S}$ 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 [7]. 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 $\mathbf{S}$, если и только если любая трасса в любом состоянии полуавтомата $\mathbf{S}^\delta$, 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 $\mathbf{S}$ и $b \in I \cup \{\omega\}$. Если для последовательности αb ($b\alpha$) в каждом состоянии существует трасса в $\mathbf{S}^\delta$, 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 $\mathbf{S}$, то последовательности αb и $b\alpha$, $b \in I \cup \{\omega\}$, для которых в каждом состоянии существует трасса в $\mathbf{S}^\delta$, совместимая с αb ($b\alpha$ соответственно), также суть установочные последовательности для полуавтомата $\mathbf{S}$. 2. Если α — устойчиво установочная последовательность для полуавтомата $\mathbf{S}$, то последовательности αb и $b\alpha$, для которых в каждом состоянии существует полная трасса в $\mathbf{S}^\delta$, совместимая с αb ($b\alpha$ соответственно) и все такие совместимые трассы являются полными, являются устойчиво установочными последовательностями для полуавтомата $\mathbf{S}$.

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

Так же, как в [6], для построения установочной/синхронизирующей последовательности полуавтомат $\mathbf{S}$ преобразуется в конечный автомат, чтобы воспользоваться хорошо известными методами идентификации финального состояния для конечных автоматов. Автомат $M_S^{\delta\omega}$ содержит все состояния полуавтомата $\mathbf{S}$ 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 если 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 $s \in S_{st}$.

Показывается, что полуавтомат $\mathbf{S}$ имеет установочную (синхронизирующую) последовательность, если и только если $M_S^{\delta\omega}$ обладает такой последовательностью с определенными свойствами.

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

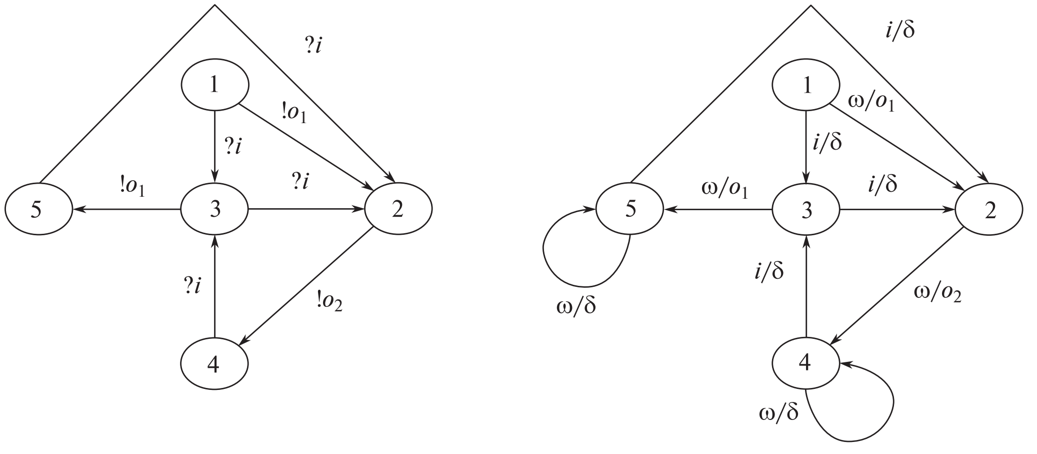

Рис. 1. Полуавтомат **S** и соответствующий ему конечный автомат $M_S^{\delta\omega}$.

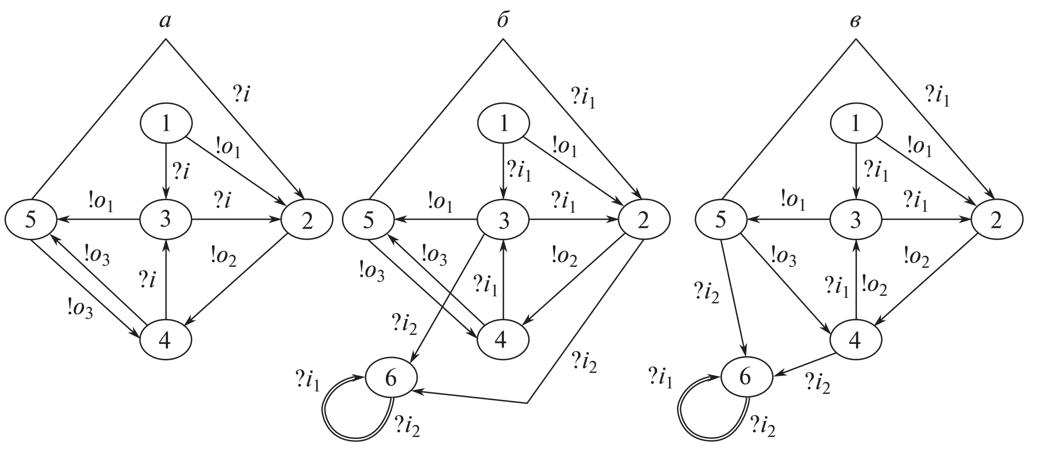

Рис. 2. Полуавтоматы с (устойчиво) установочными последовательностями.

по i не определен в состоянии 2, после выдачи выходного символа или истечении выходного таймаута снова ожидается выходной символ. В данном случае известно, что полуавтомат или попал в состояние 4 (выходной символ o_2), или по-прежнему находится в состоянии 4 или 5. Подается входной символ i, полуавтомат попадает в состояние 2 или 3, и после этого снова ожидается выходной символ (входной символ ω). Если после этого выдается o_2, то полуавтомат оказался в состоянии 4, а если получено o_1, то — в состоянии 5. Таким образом, полуавтомат обладает установочной последовательностью $\omega\omega i\omega$, которая является в том числе устойчиво установочной, поскольку в любом состоянии каждая трасса, совместимая с $\omega\omega i\omega$, является полной.

Однако если в исходном полуавтомате не каждое состояние является устойчивым, то не всякая установочная последовательность автомата $M_S^{\delta\omega}$

будет устойчиво установочной; такая последовательность должна заканчиваться только в устойчивых состояниях автомата; тем не менее такой полуавтомат может обладать устойчиво установочной последовательностью. На рис. 2,*а* приведен пример полуавтомата для случая, когда в полуавтомате есть установочная последовательность $\omega\omega i\omega$, но отсутствует устойчиво установочная последовательность. В примере на рис. 2,*б* есть установочные последовательности $\omega\omega i_1\omega$ и $\omega\omega i_1 i_2$, но только вторая последовательность устойчиво установочная. В примере на рис. 2,*в* устойчиво установочная последовательность $\omega\omega i_1\omega i_2$ является продолжением установочной последовательности $\omega\omega i_1\omega$, которая не является устойчиво установочной. Для построения устойчиво установочной последовательности используется понятие S_{st}-установочной последовательности (S'-установочная последовательность [7]).

Установочная последовательность γ автомата $M_S^{\delta\omega}$ называется S_{st}-установочной последовательностью, если все трассы автомата $M_S^{\delta\omega}$ 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 $\mathbf{S}$, т.е. состояний, в которых нет переходов по выходным действиям. Если все трассы автомата $M_S^{\delta\omega}$ 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. 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* $\mathbf{S}$ *имеет установочную последовательность, если и только если* $M_S^{\delta\omega}$ *обладает установочной последовательностью.* 2. *Полуавтомат* $\mathbf{S}$ *имеет устойчиво установочную последовательность, если и только если* $M_S^{\delta\omega}$ *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 $\mathbf{S}^\delta$, где $\alpha_1,\ldots,\alpha_k$ — входные последовательности, $\beta_1,\ldots$ $\ldots,\beta_k,\beta_{k+1}$ — выходные последовательности, которые могут включать символ δ как выходной символ и каждая из которых может быть пустой последовательностью. По построению автомата $M_S^{\delta\omega}$ в полуавтомате $\mathbf{S}$ есть переход из состояния s в состояние s' под действием выходного символа o, если и только если такой переход существует в автомате $M_S^{\delta\omega}$ с пометкой ω/o. В полуавтомате $\mathbf{S}$ есть переход из состояния s в состояние s' под действием входного символа i, если и только если в автомате $M_S^{\delta\omega}$ есть переход из состояния s в состояние s' с пометкой i/δ. Таким образом, полуавтомат $\mathbf{S}$ 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 $M_S^{\delta\omega}$ 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 $i_1 i_2 \dots i_k / o_1 o_2 \dots o_k$ обозначает последовательность i_1/o_1, i_2/o_2, $\dots$, i_k/o_k.

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

$\Rightarrow$ Пусть теперь полуавтомат $\mathbf{S}$ обладает установочной последовательностью $\alpha = \omega^{t_1} i_1 \dots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$. Тогда по определению в каждом состоянии полуавтомата существует трасса в $\mathbf{S}^\delta$, 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 $M_S^{\delta\omega}$ из того, что в каждом состоянии полуавтомата существует трасса, совместимая с $\omega^{t_1} i_1 \dots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$, следует, что поведение конечного автомата в каждом состоянии определено на этой последовательности и более того для любой выходной реакции $\beta_1 \delta \dots \beta_k \delta \beta_{k+1}$ на эту последовательность существует состояние s' такое, что если $\omega^{t_1}/\beta_1.i_1/\delta \dots \omega^{t_k}/\beta_k.i_k/\delta.\omega^{t_{k+1}}/\beta_{k+1}$ выполняется хотя бы в одном состоянии s полуавтомата, то $\omega^{t(1)}/\beta_1.i_1 \dots \omega^{t(k)}/\beta_k.i_k.\,\omega^{t_{k+1}}/\beta_{k+1}$-преемник любого такого состояния s есть либо пустое множество, либо множество $\{s'\}$. Таким образом, $\omega^{t_1} i_1 \dots \omega^{t_k} i_k \omega^{t_{k+1}}$ есть установочная последовательность для автомата $M_S^{\delta\omega}$.

Свойство 2 утверждения 3 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

У т в е р ж д е н и е 4. 1. *Полуавтомат* $\mathbf{S}$ *обладает синхронизирующей последовательностью, если и только если* $M_S^{\delta\omega}$ *обладает синхронизирующей* *последовательностью.* 2. *Полуавтомат* **S** *обладает устойчиво синхронизирующей последовательностью, если и только если* $M_S^{\delta\omega}$ *обладает* S_{st}*-синхронизирующей последовательностью.*

В завершение 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.

5. 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. 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 [2], в дальнейшем авторы предполагают рассмотреть адаптивные установочные и синхронизирующие эксперименты для полуавтоматов, а также выделить классы с “хорошими” оценками сложности для таких экспериментов.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Гилл А.* Введение в теорию конечных автоматов. М.: Наука, 1966.
2. *Евтушенко Н.В., Кушик Н.Г.* Некоторые задачи идентификации состояний для недетерминированных автоматов. Томск: STT Publishing, 2018.
3. *Burdonov I., Yevtushenko N., Kossatchev A.* Separating Input/Output Automata With Nondeterministic Behavior // Rus. Diginal Librar. J. 2020. V. 23. No. 4. P. 634–655.
4. *Hennie F.* Fault detecting experiments for sequential circuits // 5th Annual Symposium On Switching Circuit Theory And Logical Design, Princeton, New Jersey, USA, November 11–13, 1964, P. 95–110.
5. *Kushik N., Lopez J., Cavalli A., Yevtushenko N.* Improving Protocol Passive Testing through “Gedanken” Experiments with Finite State Machines. // 2016 IEEE International Conference On Software Quality, Reliability And Security, QRS 2016, Vienna, Austria, August 1–3, 2016, P. 315–322.
6. *Kushik N., Yevtushenko N., Burdonov I., Kossachev A.* Synchronizing and Homing Experiments for Input/output Automata // Syst. Inform. 2017. No. 10. P. 1–10.

7. *Sandberg S.* Homing and Synchronizing Sequences // Model-Based Testing Of Reactive Systems, Advanced Lectures [The Volume Is The Outcome Of A Research Seminar That Was Held In Schloss Dagstuhl In January 2004], 2004. P. 5–33.
8. *Tretmans J.* A Formal Approach to Conformance Testing // Protocol Test Systems, VI, Proceedings Of The IFIP TC6/WG6.1 Sixth International Workshop On Protocol Test Systems, Pau, France, 28–30 September, 1993. P. 257–276.

Статья представлена к публикации членом редколлегии М.Ф. Караваем.

Поступила в редакцию 24.12.2022

После доработки 25.01.2023

Принята к публикации 26.01.2023