[ИПМ им.М.В.Келдыша РАН](http://keldysh.ru/)

[Абрау-2019](http://keldysh.ru/abrau/2019/) • [Труды конференции](http://keldysh.ru/abrau/2019/theses/)

И.Б. Бурдонов, Н.В. Евтушенко,
А.С. Косачев

О различимости систем переходов с недетерминированным поведением

Рекомендуемая форма библиографической ссылки

Бурдонов И.Б., Евтушенко Н.В., Косачев А.С. О различимости систем переходов с недетерминированным поведением // Научный сервис в сети Интернет: труды XXI Всероссийской научной конференции (23-28 сентября 2019 г., г. Новороссийск). — М.: ИПМ им. М.В.Келдыша, 2019. — С. 177-187. — URL: **http://keldysh.ru/abrau/2019/theses/77.pdf**
doi:**10.20948/abrau-2019-77**

Размещена также презентация к докладу

О различимости систем переходов с недетерминированным поведением

И.Б. Бурдонов, Н.В. Евтушенко, А.С. Косачев

Институт системного программирования им. В.П. Иванникова Российской академии наук

Аннотация. При синтезе тестов для проверки функциональных и нефункциональных требований для компонентов распределенных систем особое значение имеет понятие различимости, поскольку должна быть возможность отличить правильно функционирующий компонент от неправильно функционирующего, и при активном тестировании для этого используются специальные различающие эксперименты. Такие эксперименты хорошо исследованы для детерминированных и полностью определенных автоматов, однако компоненты распределенных систем часто описываются только частично и имеют недетерминированное поведение. В этой работе мы рассматриваем модель входо-выходного полуавтомата и вводим понятие (адаптивной) разделяющей последовательности для двух таких полуавтоматов, при однократной подаче которой можно однозначно распознать, какой из двух полуавтоматов представлен для эксперимента.

Ключевые слова: входо-выходной полуавтомат, (адаптивная) разделяющая последовательность

1. Введение

Автоматизация синтеза тестов с гарантированной полнотой для дискретных управляющих систем, в частности, цифровых схем, была и остается одной из актуальных задач, и широко используемыми моделями при синтезе тестов для таких систем являются так называемые трассовые модели. В частности, активно используется модель конечного автомата, описывающая поведение как отображение последовательностей действий в одном (входном) алфавите в последовательности в другом (выходном) алфавите [1]. Однако во многих системах наличие выходного символа после каждого входного символа является серьезным ограничением, и в этом случае исследователи рассматривают модель входо-выходного полуавтомата, когда выходная реакция может появиться только после поступления последовательности входных воздействий, причем в качестве такой реакции может быть не один выходной символ, а последовательность таких выходных символов. При синтезе тестов для проверки различных свойств компонентов распределенных систем особое значение имеет понятие различимости. Должна быть возможность отличить правильно функционирующий компонент от неправильно функционирующего, и при активном тестировании для этого используются специальные различающие эксперименты. Такие эксперименты хорошо исследованы для детерминированных и полностью определенных автоматов, однако компоненты распределенных систем часто описываются частично и имеют недетерминированное поведение. В этой работе мы рассматриваем модель входо-выходного полуавтомата, вводим понятие (адаптивной) разделяющей последовательности для двух полуавтоматов и предлагаем алгоритм проверки ее существования. Если такая последовательность существует, то при однократной подаче такой последовательности можно однозначно распознать, какой из двух полуавтоматов представлен для эксперимента, и соответственно такие последовательности очень полезны при тестировании на основе модели «белого ящика».

Статья структурирована следующим образом. Раздел 2 содержит необходимые определения из теории автоматов. В разделе 3 обсуждается так отношение разделимости и класс полуавтоматов, для которых можно построить (адаптивную) разделяющую последовательность с использованием известных методов из теории автоматов [2]; приводятся оценки длины таких последовательностей, если последовательности существуют. В заключении, как обычно, кратко обсуждаются направления дальнейшей работы.

2. Определения и обозначения

Напомним необходимые определения из теории трассовых моделей и определим понятие разделяющей последовательности для входо-выходных полуавтоматов. 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 с выделенным начальным состояние s_0, I – конечное непустое множество входных действий, O – конечное непустое множество выходных действий, $I \cap O = \varnothing$, и $h_S \subseteq S \times (I \cup O\,\}) \times S$ есть отношение переходов. 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 *детерминированный*, если в любом состоянии по любому символу существует не более одного перехода. Полуавтомат является трассовой моделью, где под трассой в начальном состоянии понимается последовательность действий из алфавита $I \cup O$, допустимая в этом состоянии. Поскольку в процессе тестирования наблюдаются только конечные трассы, то мы разумно предполагаем, что в полуавтомате отсутствуют циклы, помеченные только выходными символами. Кроме того, чтобы исключить состязания в состояниях полуавтомата, мы рассматриваем полуавтоматы, в которых в каждом состоянии определены только входные или только выходные символы. Иными словами, в данной работе под входо-выходным полуавтоматом понимается детерминированный полуавтомат $\boldsymbol{S} = (S, s_0, I, O, h_S)$, в котором множество S есть объединение трех непересекающихся подмножеств S_1, S_2 и S_3: в состояниях множества S_1 определены переходы только по входным символам (и есть хотя бы один такой переход), а в состояниях множества S_2 - только переходы по выходным символам (и есть хотя бы один такой переход). В состояниях множества S_3 не определен ни один переход, т.е. эти состояния являются тупиковыми состояниями. Вообще говоря, каждое из подмножеств может быть пустым. Трасса в начальном состоянии называется *полной*, если трасса заканчивается в состоянии, в котором не определены переходы по выходным символам. Для возможного наблюдения таких трасс вводится специальный выходной символ $\delta \notin I \cup O$, так называемый «молчащий символ (quiescence)» [3], т.е. в каждом состоянии из множеств S_1 и S_3 добавляется петля по символу δ, который считается выходным символом, и получается полуавтомат $\boldsymbol{S}^{\delta}$. Таким образом, σ является полной трассой в полуавтомате $\boldsymbol{S}$ тогда и только тогда, когда в полуавтомате $\boldsymbol{S}^{\delta}$ 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). Напомним, что по определению, в полуавтомате отсутствуют циклы, помеченные только символами из выходного алфавита O, и поэтому каждая трасса в полуавтомате является начальным отрезком некоторой полной трассы.

Если начальное состояние полуавтомата принадлежит множеству S_1, то входной символ $i \in I$ называется *строго определенным* в начальном состоянии, если в начальном состоянии определен переход по этому входному символу. Если начальное состояние полуавтомата принадлежит множеству S_2, то входной символ $i \in I$ называется *строго определенным* в начальном состоянии, если по этому входному символу определен переход в каждом состоянии, которое достижимо из начального состояния по полной трассе, помеченной выходными символами из алфавита O. Последовательность αi входных символов из множества I, называется *строго определенной* в начальном состоянии полуавтомата $\boldsymbol{S}$, если последовательность α является строго определенной в начальном состоянии полуавтомата, и в каждом состоянии, достижимом из начального по полной трассе с входной проекцией α, определен переход с входным символом i.

3. Разделимость входо-выходных полуавтоматов

Пусть $\boldsymbol{S} = (S, s_0, I, O, h_S)$ и $\boldsymbol{P} = (P, p_0, I, O, h_P)$ суть полуавтоматы из определенного выше класса. Полуавтоматы $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$ назовем *неразделимыми*, если для любой входной последовательности α, строго определенной в начальных состояниях полуавтоматов $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$, множества выходных проекций полных трасс полуавтоматов $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$ с входной проекцией α пересекаются.

В противном случае, полуавтоматы называются *разделимыми*, и входная последовательность α, такая, что множества выходных проекций полных трасс полуавтоматов $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$ с входной проекцией α не пересекаются, называется *разделяющей* последовательностью для полуавтоматов $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$.

При распознавании двух полуавтоматов внешним экспериментом (тестирование на основе модели «белого ящика») отношение разделимости означает, что, если полуавтомат, предъявленный для распознавания, является одним из полуавтоматов ***S*** и ***P***, то, подав на предъявленный полуавтомат входную последовательность α и пронаблюдав соответствующую полную трассу, мы однозначно можем определить, какой из полуавтоматов был предъявлен, при условии использования следующей *гипотезы о подаче входных последовательностей* [4]. Перед подачей очередного входного символа экспериментатор или тестер ожидает некоторый разрешенный промежуток времени – максимальный выходной таймаут t. Таким образом, эксперимент с полуавтоматом проводится следующим образом: тестер ожидает время t, если система выдает выходной сигнал, то таймер сбрасывается, и тестер вновь ждет отведенное время t. Если же за время t система не произвела выходного символа, то предполагается, что система выдала выходной символ δ. После этого тестер подает следующий входной символ, и далее вновь ожидает отведенное время t. В этом случае по каждому из полуавтоматов можно построить конечный автомат, который может оказаться частичным и недетерминированным, и использовать метод из [5] для проверки разделимости построенных конечных автоматов.

Конечный автомат, часто называемый просто *автоматом*, есть пятерка $S = \langle S, X, Y, h_S, s_0\rangle$, где S есть непустое конечное множество состояний с выделенным начальным состоянием s_0, X и Y суть непустые конечные *входной* и *выходной алфавиты*, и $h_S \subseteq S \times I \times O \times S$ есть *отношение переходов*. Мы говорим, что существует переход из состояния $s \in S$ в состояние $s' \in S$ по входо-выходной паре x/y (xy) если и только если четверка (s, x, y, s') принадлежит отношению переходов h_S. Автомат S *наблюдаемый*, если для любых двух переходов (s, x, y, s'), $(s, x, y, s'') \in h_S$ справедливо $s'' = s'$. Если автомат S наблюдаемый, $x \in X$ и $y \in Y$, то состояние s' называется *xy-преемником* состояния s, если $\exists\, s'\ (s, x, y, s') \in h_S$. Множество непустых xy-преемников состояния s для всех выходных символов y называется *x-преемником* состояния s. Понятие xy- и x-преемников можно определить для пары различных состояний s_1 и s_2, если входной символ x определен в каждом из состояний. В этом случае xy-преемник определяется как пара xy-преемников этих состояний. Если xy-преемники этих состояний совпадают, или xy-преемник существует только для одного из состояний s_1 и s_2, то xy-преемником пары $\{s_1, s_2\}$ является соответствующий синглетон. Множество непустых xy-преемников пары $\{s_1, s_2\}$ называется *x-преемником* состояния этой пары состояний.

Отношение переходов автомата обычным образом расширяется на входные и выходные последовательности; по определению, для каждого $s \in S$ автомата S четверка $(s, \varepsilon, \varepsilon, s)$ находится в множестве переходов автомата S, где ε пустая последовательность. Расширенное на последовательности отношение переходов автомата обозначается тем же символом h_S. *Входо-выходной* *последовательностью* или *трассой* автомата в начальном состоянии называется последовательность входо-выходных символов, которые можно последовательно пройти из начального состояния. Входной символ x определен в состоянии s, если отношение переходов содержит четверку (s, x, y, s') для некоторых y и s'. Входная последовательность αx называется *определенной* для автомата, если последовательность α определена в начальном состоянии, и входной символ x определен в каждом состоянии, достижимом из начального состояния по трассе с входной проекцией α. Два автомата, определенные над одним входным алфавитом, называются *разделимыми*, если существует входная последовательность α, определенная в каждом из автоматов, такая что множества трасс с входной проекцией α в автоматах не пересекаются. В противном случае, автоматы называются *неразделимыми*. Известны алгоритмы построения разделяющей последовательности как для полностью определенных и наблюдаемых автоматов, так и для частичных ненаблюдаемых автоматов, и эти алгоритмы можно использовать при построении разделяющей последовательности для входо-выходных полуавтоматов, рассматриваемых в данной работе. Построим по полуавтомату $\boldsymbol{S}$ конечный, возможно, недетерминированный автомат с использованием алгоритма из работы [4].

Алгоритм 1 построения конечного автомата по входо-выходному полуавтомату

Вход: детерминированный входо-выходной полуавтомат $\boldsymbol{S} = (S, s_0, I, O, h_S)$, в котором множество S есть объединение трех непересекающихся подмножеств S_1, S_2 и S_3.

Выход: Конечный автомат $\boldsymbol{M_S}$, представляющий множество трасс полуавтомата $\boldsymbol{S}^{\delta}$.

Строим автомат $\boldsymbol{M_S} = (S_1 \cup S_3, I \cup \{null\_in\}, O \cup O^2 \cup \ldots \cup O^{ns} \cup \{\delta\}, T_{MS})$, $null\_in \notin I$, с пустым множеством переходов, т.е. $T_{MS} = \varnothing$, где ns – наибольшая длина трассы из выходных символов в полуавтомате $\boldsymbol{S}$:

- для каждого состояния $s \in S_1$ такого, что $(s, i, s') \in T_S$, $s' \in S_1 \cup S_3$, добавляем к T_{MS} переход (s, i, δ, s');

- для каждого состояния $s \in S_1$, такого что $(s, i, s') \in T_S$, $s' \in S_2$, добавляем к T_{MS} переход $(s, i, o_1\, o_2 . . . o_k, s'')$, $k \le ns$, где $s'' \in S_1 \cup S_3$ есть $o_1\, o_2 . . . o_k$-преемник состояния s'.

Если начальное состояние полуавтомата $\boldsymbol{S}$ принадлежит S_2, то добавляем к T_{MS} переход $(s_0, null\_in, o_1\, o_2 . . . o_k, s)$, где $s \in S_1 \cup S_3$ $s \in S_1$, и s есть $o_1\, o_2 . . . o_k$-преемник состояния s_0. Если начальное состояние полуавтомата $\boldsymbol{S}$ принадлежит S_3, то множество переходов T_{MS} автомата является пустым, т.е. есть тривиальный автомат, множество трасс которого содержит единственную пустую последовательность ε.

□

По правилам построения автомата $\boldsymbol{M_S}$ имеют место следующие утверждения.

Предложение 1. Пусть $\boldsymbol{S}$ - детерминированный входо-выходной полуавтомат из рассматриваемого класса. Если начальное состояние полуавтомата есть состояние из множества S_1, то входная последовательность α является строго определенной в полуавтомате $\boldsymbol{S}$, если и только если α является определенной входной последовательностью в автомате $\boldsymbol{M_S}$. Если начальное состояние полуавтомата есть состояние из множества S_2, то входная последовательность α является строго определенной в полуавтомате $\boldsymbol{S}$, если и только если последовательность *null_in*α является определенной входной последовательностью в автомате $\boldsymbol{M_S}$.

Предложение 2. Пусть $\boldsymbol{S}$ - детерминированный входо-выходной полуавтомат. Если в начальном состоянии полуавтомата определены переходы только по входным символам, то множества трасс полуавтомата $\boldsymbol{S}^\delta$ и автомата $\boldsymbol{M_S}$ совпадают. Если в начальном состоянии полуавтомата определены переходы только по выходным символам, то каждой трассе α в полуавтомате $\boldsymbol{S}$ соответствует трасса *null_in*α в автомате $\boldsymbol{M_S}$, и обратно.

Пусть $\boldsymbol{S} = (S, s_0, I, O, h_S)$ и $\boldsymbol{P} = (P, p_0, I, O, h_P)$ суть полуавтоматы из рассматриваемого класса. По каждому из полуавтоматов $\boldsymbol{S}^\delta$ и $\boldsymbol{P}^\delta$ можно построить соответствующий конечный, возможно, недетерминированный и частичный автомат. Следствием предложений 1 и 2 является следующая теорема.

Теорема 3. Полуавтоматы $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$ являются разделимыми, если и только если разделимыми являются автоматы $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$. Более того, если начальные состояния полуавтоматов суть состояния из S_1 и P_1, то последовательность α является разделяющей для полуавтоматов $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$, если и только если α является таковой для автоматов $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$. Если начальные состояния полуавтоматов суть состояния из S_2 и P_2, то последовательность α является разделяющей для полуавтоматов $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$, если и только если последовательность *null_in*α является таковой для автоматов $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$. Если начальные состояния полуавтоматов суть состояния из S_1 и P_2, или S_2 и P_1, то пустая последовательность является разделяющей для полуавтоматов $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$.

Для построения разделяющей последовательности для автоматов $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$ используем алгоритм построения разделяющей последовательности из работы [5].

Алгоритм 2 построения разделяющей последовательности для двух наблюдаемых, возможно частичных автоматов.

Вход: Два наблюдаемых, возможно частичных автомата $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$ над входным алфавитом I.

Выход: Разделяющая последовательность для автоматов $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$, если автоматы разделимы, или сообщение «Автоматы не являются разделимыми» в противном случае.

Шаг 1. Строим пересечение автоматов $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$. Если пересечение является полностью определенным автоматом, то **Return** сообщение “Автоматы не являются разделимыми”.

Шаг 2. Если пересечение $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$ является частичным автоматом, то строим усеченное дерево преемников для начального состояния пересечения. Корень дерева помечается парой начальных состояний автоматов; вершины дерева помечаются подмножествами состояний автоматов из пересечения. Пусть уже построены j уровней дерева, $j \geq 0$, и внутренняя (не финальная) вершина $j^{\text{го}}$ уровня помечена подмножеством P состояний пересечения. Из вершины существует исходящая дуга, помеченная входным символом i, если i является определенным входным символом в каждом из состояний множества P. В этом случае конец дуги помечен множеством i-преемников состояний из P. Текущая вершина *Current* на $p^{\text{м}}$ уровне, $p \geq 0$, помеченная множеством P состояний, является ***листом***, если выполняется одно из следующих условий:

Правило 1:

Существует входной символ i, для которого каждое состояние (s, p) множества P не имеет i-преемников, в то время как в каждом из состояний s и p входной символ i определен.

Правило 2:

Существует вершина на $j^{\text{м}}$ уровне, $j < p$, помеченная множеством R состояний, такая, что $P \supseteq R$.

Шаг 3.

Если ни один из путей дерева не заканчивается листом, полученным по Правилу 1, то автоматы не являются разделимыми. **Return** сообщение “Автоматы не являются разделимыми”.

Если существует конечная вершина, объявленная листом по Правилу 1, т.е. помеченная множеством P состояний пересечения, такая что существует входной символ i, для которого каждое состояние (s, p) множества P не имеет i-преемников, в то время как в каждом из состояний s и p входной символ i определен, и путь в эту вершину помечен входной последовательностью α, входная последовательность $\alpha\, i$ является разделяющей последовательностью для автоматов $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$. **Return** последовательность $\alpha\, i$.

□

Заметим, что, при использовании алгоритма 2, если усеченное дерево построено полностью или если обход дерева ведется в ширину, то для разделимых автоматов $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$ будет построена кратчайшая разделяющая последовательность.

Таким образом, можно предложить следующий алгоритм для проверки разделимости входо-выходных полуавтоматов.

Алгоритм 3 проверки разделимости входо-выходных полуавтоматов и построения разделяющей последовательности, если полуавтоматы разделимы.

Вход: Входо-выходные полуавтоматы $\boldsymbol{S} = (S, s_0, I, O, h_S)$ и $\boldsymbol{P} = (P, p_0, I, O, h_P)$

Выход: Разделяющая последовательность α или сообщение "Полуавтоматы не являются разделимыми"

Шаг 1. Если начальное состояние полуавтомата $\boldsymbol{S}$ ($\boldsymbol{P}$) принадлежит множеству $S_1 \cup S_3$ ($P_1 \cup P_3$), а начальное состояние полуавтомата $\boldsymbol{P}$ ($\boldsymbol{S}$) принадлежит множеству S_2 (P_2), то пустая входная последовательность является разделяющей для полуавтоматов $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$. Если начальные состояние полуавтомата $\boldsymbol{S}$ ($\boldsymbol{P}$) принадлежит множеству S_3 (P_3), а начальное состояние полуавтомата $\boldsymbol{P}$ ($\boldsymbol{S}$) принадлежит множеству S_1 (P_1), то выдать сообщение "Полуавтоматы не являются разделимыми".

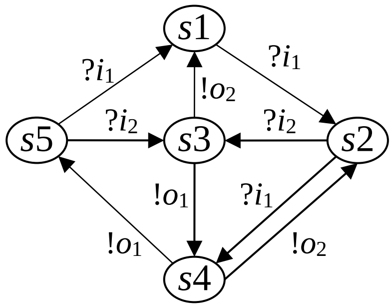
Шаг 2. Пусть начальные состояния полуавтоматов $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$ принадлежат множествам $S_1 \cup S_3$ и $P_1 \cup P_3$ или множествам S_2 и P_2. Строим автоматы $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$ по алгоритму 1.

Шаг 3. Проверяем наличие разделяющей последовательности, используя алгоритм 2. Если разделяющей последовательности для автоматов не существует, то выдаем сообщение "Полуавтоматы не являются разделимыми".

Если разделяющая последовательность α для автоматов $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$ построена, то **Return** α, если α начинается с входного символа из алфавита I. Если разделяющая последовательность α имеет вид *null_in* β, то **Return** β.

□

Пример. Рассмотрим полуавтоматы $\boldsymbol{S}$ и $\boldsymbol{P}$ на рис. 1а и 2а с начальными состояниями $s1$ и $p1$, и соответствующие автоматы $\boldsymbol{M_S}$ и $\boldsymbol{M_P}$ на рис. 1б и 2б.



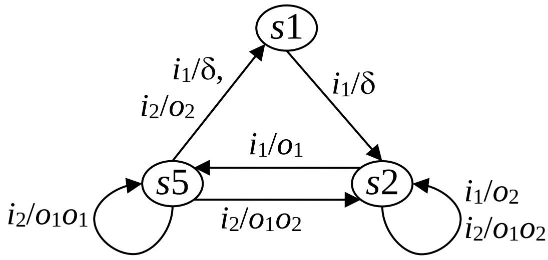


Рис. 1а. Полуавтомат $\boldsymbol{S}$ Рис. 1б. Автомат M_S

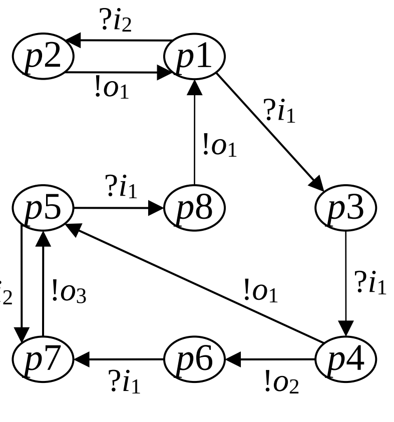


Рис. 2а. Полуавтомат $\boldsymbol{P}$

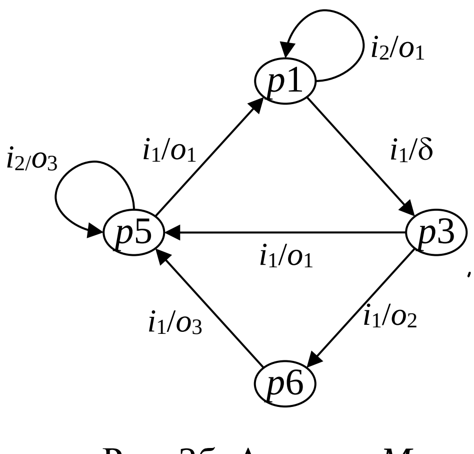


Рис. 2б. Автомат M_P

С использованием алгоритма 2 можно построить разделяющую последовательность, и фрагмент соответствующего усеченного дерева преемников представлен на рис. 3. В частности, в одном из состояний пары состоянии ($s2$, $p3$) входной символ i_2 не определен, поэтому в этом состоянии в усеченном дереве есть только дуга, помеченная входным символом i_1. Состояния $s5$ и $p5$ и состояния $s2$ и $p6$ разделяются входным символом i_1, который определен в каждом из этих состояний, и таким образом, входная последовательность i_1 i_1 i_1 является разделяющей для полуавтоматов ***S*** и ***P***.

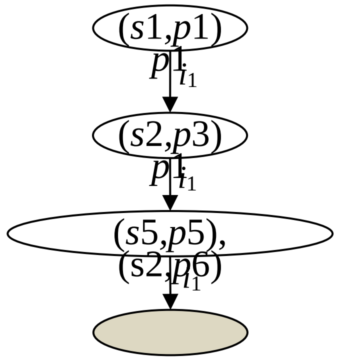


Рис. 3. Фрагмент усеченного дерева преемников для автоматов на рис. 1б и 2б

Оценка длины разделяющей последовательности. Для конечных полностью определенных наблюдаемых автоматов известна точная нижняя оценка на длину кратчайшей разделяющей последовательности относительно числа состояний автоматов [6]. Эта оценка равна 2^{mn-1}, если автоматы M_S и M_P имеют m и n состояний. Соответственно, длина разделяющей последовательности для полуавтоматов ***S*** и ***P***, которые имеют m и n состояний в множествах $S_1 \cup S_3$ и $P_1 \cup P_3$ не превосходит этой величины. Для проверки достижимости этой оценки необходимы дополнительные исследования.

Если полуавтоматы ***S*** и ***P*** обладают описанными выше свойствами, но могут быть недетерминированными, то соответствующие автоматы M_S и M_P могут оказаться ненаблюдаемыми. В работе [5] предлагается алгоритм построения разделяющей последовательности для таких автоматов: в этом случае соответственно изменяется определение *io*-преемника состояния, который не обязательно является синглетоном. Поскольку алгоритм также основан на построении подмножеств, то и ожидаемая оценка на длину кратчайшей разделяющей последовательности совпадает с таковой для наблюдаемых автоматов.

Еще один вопрос касается адаптивной различимости. Адаптивная разделяющая последовательность представляется в виде тестового примера, т.е. подходящего ациклического автомата, и методы построения соответствующих тестовых примеров для наблюдаемых автоматов известны [6]. В этом случае высота тестового примера, т.е. длина самой длинной входной последовательности, приложенной в процессе различающего эксперимента, не превышает величины mn, и таким образом, адаптивные разделяющие последовательности являются более эффективными при тестировании на основе модели «белого ящика».

4. Заключение

В настоящей работе мы исследуем отношение (адаптивной) разделимости для входо-выходных полуавтоматов специального класса, которые достаточно части используются в качестве спецификаций различных управляющих систем. При тестировании реализаций таких систем на основе модели «белого ящика» в спецификацию вносятся подходящие мутации, и в процессе тестирования (эксперимента с реализацией системы), требуется определить наличие внесенных мутаций. При наличии для каждой пары (спецификация, мутант) (адаптивной) разделяющей последовательности не требуется выполнения «всех погодных условий», т.е. каждая такая последовательность подается на проверяемую систему только один раз. С другой стороны, однократная подача различающей последовательности приводит к увеличению длины такой последовательности, и направлениями наших дальнейших исследований являются как анализ других отношений различимости для входо-выходных полуавтоматов, так и расширений рассматриваемого класса полуавтоматов.

Работа выполнена при поддержке Российского фонда фундаментальных исследований, проекты 19-07-00327-а и 17-07-00682-а.

Литература

1. Kam, T., Villa, T., Brayton, K. R., Sangiovanni-Vincentelli, A. – Synthesis of FSMs: Functional Optimization. — Springer. 1997. — 282 p.
2. J., Tretmans. – A formal approach to conformance testing. — The Intern. Workshop on Protocol Test Systems, 1993, — pp. 257 – 276.
3. Starke, P. – Abstract Automata. — American Elsevier. 1972. — 419 p.
4. Kushik, N., Yevtushenko, N., Burdonov, I., Kossatchev, A. – Synchronizing and Homing Experiments for Input/output Automata. — System Informatics. 2017. 10. — pp. 1-10.
5. Kushik, N., Yevtushenko, N., Cavalli, A.R., – On Testing against partial nondeterministic machines. Intern. Conf. on the Quality of information and Communications Technology. 2014. — pp. 230 – 233.
6. Евтушенко, Н. Кушик. Некоторые задачи идентификации состояний для недетерминированных автоматов. Томск, 2018, 190 с.