

УДК 519.7

©2008. В.А. Козловский, О.М. Копытова

## ПРЕДСТАВЛЕНИЯ АВТОМАТОВ В ЛОКАЛЬНО ОПРЕДЕЛЕННЫХ КЛАССАХ

Найдены достаточные, а при дополнительных ограничениях и необходимые условия, при которых частичные автоматы являются представлениями автоматов относительно введенных локально определенных классов автоматов, полученных из эталона некоторыми перебросками дуг. Для таких представлений получены неулучшаемые для  $n$ -плотных классов автоматов оценки сложности представлений автоматов. Для их частных случаев – кратчайших простых контрольных экспериментов, показано, что длина последних отличается от длины кратчайших обходов ровно на единицу.

**Введение.** Контрольные эксперименты с автоматами [1] обычно изучаются для достаточно обширных классов автоматов. На уровне абстрактного автомата большинство таких классов можно рассматривать как результат последовательности специальных преобразований множества дуг автомата-эталона типа переброски дуг – замены конца одной из дуг графа переходов автомата другим состоянием, или замены в отметке дуги одного выходного символа другим. В [2] рассматривались так называемые  $m$ -плотные классы, охватывающие широкий круг классов автоматов, возникающих при произвольных перебросках дуг или изменении их отметок, возможно, даже с увеличением числа состояний. Для таких классов необходимым условием, при котором эксперимент становится контрольным, является обход по всем дугам графа переходов автомата-эталона. Однако это условие обычно не является достаточным, что является одной из причин высокой сложности задачи распознавания свойства "быть контрольным экспериментом" относительно этих классов (в ряде случаев это  $NP$ -полная проблема [3]). Исключением является класс локально порожденных из эталона автоматов [4], для которого, при наложении ограничений на поведение эталона, минимальный контрольный эксперимент "почти" совпадает с обходом по всем дугам автомата-эталона. Это сразу же определяет и полиномиальность указанной задачи распознавания в этом случае. Поэтому интерес представляет поиск достаточно разнообразных по своему составу классов, для которых "почти" обходы определяют контрольные эксперименты. "Почти" обходы характеризуются наименьшей сложностью среди контрольных экспериментов относительно  $m$ -плотных классов, то есть, в них прообраз каждой дуги исходного автомата встречается минимально возможное число раз. Стоит заметить, что, например, в родственной задаче тестирования программных систем на основе графовых моделей чаще всего ограничиваются построением обхода по дугам соответствующих графов, хотя обход есть лишь необходимое условие для полноты проверки. В работе рассматриваются обобщения контрольных экспериментов – представления минимальной сложности для автоматов [3] относительно так называемых локально определенных классов [5]. Показывается, что в этом случае необходимое условие обхода

при некоторых дополнительных предположениях является также и достаточным.

**1. Автоматы и представления.** Под автоматом будем понимать автомат Мили  $A = (S, X, Y, \delta, \lambda)$ , где  $S, X, Y$  – алфавиты состояний, входов и выходов соответственно, а  $\delta, \lambda$  – функции переходов и выходов, в общем случае, частичные. В дальнейшем, если не оговорено противное, рассматриваются автоматы, у которых области определения функций переходов и выходов совпадают. Функции автомата обычным образом распространяются на множество  $X^*$ . Будем говорить, что вход-выходное слово  $w = (p, q)$  порождается состоянием  $s$  автомата  $A$ , если  $\lambda(s, p) = q$ . С каждым состоянием  $s$  ассоциируется множество  $\lambda_s$  всех вход-выходных слов, порождаемых этим состоянием. Автомат  $A$  удобно задавать в виде графа переходов, вершинами которого являются состояния из  $S$ , а дугами – четверки  $(s, x, y, t) = u$ , где  $\delta(s, x) = t, \lambda(s, x) = y$ . Пара  $(x, y)$  называется отметкой дуги  $u$ ,  $s$  – ее началом, а  $t$  – концом. В дальнейшем будем отождествлять автомат  $A$  со множеством всех дуг его графа и писать  $u \in A$ , если  $u$  есть дуга автомата  $A$ . Множество всех дуг автомата будем обозначать также как  $U_A$ . Если не оговорено противное, считаем, что автомат имеет хотя бы одну дугу. Состояние  $t$  называется достижимым из  $s$ , если  $t \in \delta(s, p)$  для некоторого  $p \in X^*$ . Автомат называется сильно связным, если его граф переходов сильно связан. Состояние  $s$  называется преходящим в  $A$ , если  $s$  не является концом ни одной дуги автомата  $A$ , и висячим, если  $s$  не является началом ни одной дуги. Автомат, граф переходов которого не имеет циклов, назовем ациклическим. Если необходимо, алфавиты и функции автомата будем снабжать индексами.

Множество  $W$  вход-выходных слов назовем экспериментом автомата  $A$ , если  $W \subseteq \lambda_s$  для некоторого состояния  $s$  автомата  $A$ . Эксперимент  $W$  называется простым, если он состоит из одного вход-выходного слова, и кратным в противном случае. Обозначим  $\Phi_A$  множество экспериментов автомата  $A$ ,  $l(w)$  – длину слова  $w \in \lambda_s$ ,  $\lambda_s^i$  – множество всех вход-выходных слов длины  $i$ , порождаемых состоянием  $s$ . Эксперимент определяет множество путей в графе переходов автомата из состояния  $s$ , и если оно содержит (покрывает) все множество дуг графа переходов, то эксперимент называем обходом автомата из состояния  $s$ .

Пусть  $F$  – некоторый класс автоматов. Эксперимент  $W \in \Phi_A$  называется контрольным для  $(A, F)$ , если из того, что  $W \in \Phi_B, B \in F$ , следует, что  $B$  содержит подавтомат, эквивалентный  $A$ . Обычно класс  $F$  выбирается так, что вместо эквивалентности рассматривается изоморфизм. Контрольные эксперименты являются частным случаем представлений автоматов [3]. Приведем один из вариантов определения представлений.

Пусть  $A = (S, X, Y, \delta_A, \lambda_A)$  и  $B = (T, X, Y, \delta_B, \lambda_B)$  – некоторые автоматы. Гомоморфизмом автомата  $A$  в автомат  $B$  называется такое отображение множества  $S$  во множество  $T$ , для которого, если дуга  $u = (s_1, x, y, s_2)$  принадлежит автомату  $A$ , то дуга  $v = (\varphi(s_1), x, y, \varphi(s_2))$  принадлежит  $B$ . Гомоморфизм  $\varphi$  индуцирует, таким образом, отображение множества дуг автомата  $A$  во множество дуг автомата  $B$ , которое будем обозначать тем же символом  $\varphi$ , и писать в этом случае  $\varphi(u) = v$ . Гомоморфизм называем полным, если всякая дуга автомата  $B$  имеет прообраз в

автомате  $A$ . В этом случае  $B$  называем гомоморфным образом  $A$  по  $\varphi$ , что обозначаем равенством  $B = \varphi(A)$ . Полный изоморфизм обозначаем равенством  $A = B$ , а наличие гомоморфизма  $A$  в  $B$  – неравенством  $A \leq B$ .

Фрагментом автомата  $A$  называется всякий (частичный) автомат  $R$ , гомоморфно отображающийся в  $A$  [3]. Фрагмент автомата  $A$  назовем полным, если при любом его гомоморфизме в этот автомат каждая дуга автомата  $A$  имеет прообраз в  $R$ , то есть, любой гомоморфизм  $R$  в  $A$  полный. Эксперимент  $W$  можно понимать как частный случай фрагмента автомата, частичный автомат  $R_W$ , граф переходов которого является ориентированным корневым деревом.

Пусть заданы класс  $F$ , автомат-эталон  $A$  и  $\tau$  – бинарное отношение подобия автоматов, которое определяет точность, необходимую при различении. Автомат  $R$  (в общем случае частичный) называется представлением эталона  $A$  относительно  $F$  с точностью  $\tau$ , если  $R$  является таким фрагментом эталона  $A$ , что из  $R \leq B$  следует, что  $B \in \tau(A)$  для любого  $B \in F$ . Далее рассматриваем случай, когда точность является изоморфизмом. Множество всех представлений автомата  $A$  относительно класса  $F$  обозначим как  $\mathbf{R}(A, F)$ .

Пусть задан автомат Мили  $A$  из некоторого подкласса  $F$   $n$ -полного класса  $F_n$  всех автоматов с  $n$  состояниями и  $R$  – фрагмент автомата  $A$ . Фрагмент  $R$  может быть фрагментом и некоторого другого автомата  $B \in F$ . Одна из основных задач теории представлений состоит в том, чтобы указать такие условия, при которых  $A$  будет единственным (с точностью до изоморфизма) в классе  $F$  автоматом, для которого  $R$  является фрагментом, т.е. необходимые и достаточные условия, при которых  $R$  есть представление автомата  $A$  относительно класса  $F$ . Эту задачу назовем задачей характеристики представлений автомата относительно заданного класса. Решение задачи характеристики часто позволяет оценить и сложность решения следующей задачи, которую будем называть задачей распознавания представлений: предъявляется фрагмент  $R$  и автомат  $A$  из известного класса  $F$ ; необходимо определить, является ли  $R$  представлением автомата  $A$  относительно класса  $F$ . Эти задачи рассматриваются и для случая, когда в качестве представления выступает контрольный эксперимент. Сложность задачи распознавания может служить косвенной оценкой сложности определения момента завершения построения представления (или контрольного эксперимента). Помимо этого, найденная характеристика позволяет в ряде случаев дать оценки сложности неизбыточных представлений (длины минимальных экспериментов).

Как упоминалось выше, большинство рассматриваемых классов неисправностей являются  $n$ -плотными классами для эталонов, где  $n$  – число состояний эталона. Их можно описать как такие, которые содержат автоматы, полученные из приведенного эталона  $A$  независимыми друг от друга перебросками дуг или изменениями отметок дуг. Это влечет для представлений необходимое условие полноты фрагмента. Точнее, пусть дуга  $u \in A$ ,  $u = (s, x, y, t)$ ,  $u' = (s, x, y', t')$ , причем  $y' \neq y$  или  $t' \neq t$ . Обозначим  $B(u, u')$  автомат, полученный из  $A$  заменой в нем дуги  $u$  дугой  $u'$ . Тогда  $n$ -плотным классом для автомата  $A$  назовем всякий класс  $F_n(A)$  такой, что для любой дуги  $u \in A$  в этом классе найдется автомат  $B(u, u')$ . Далее рассматриваем

случай, когда одношаговая функция выходов  $\lambda$  сохраняется при перебросках дуг.

**Утверждение 1.** *Если  $A$  – приведенный автомат с  $n$  состояниями, то всякое его представление  $R \in \mathbf{R}(A, F_n(A))$  является полным фрагментом автомата  $A$ .*

*Доказательство.* Пусть  $R$  – представление  $A$  относительно  $F_n(A)$ , и  $R$  не является полным фрагментом  $A$ , то есть, существует такой гомоморфизм  $\varphi$   $R$  в  $A$ , что некоторая дуга  $u$  не имеет прообраза в  $R$  при этом гомоморфизме. Так как  $A - \{u\} = B(u, u') - \{u'\}$ , то  $\varphi$  есть также гомоморфизм  $R$  в  $B(u, u')$ , то есть  $R$  есть фрагмент  $B(u, u')$ . Но по модифицированной лемме о переброске дуги [3] автомат  $B$  не изоморфен  $A$ , что противоречит тому, что  $R$  есть представление автомата  $A$  относительно класса  $F_n(A)$ .  $\square$

**2. Локально определенные классы.** Каждой паре  $(s, x) \in S \times X$  автомата  $A$  поставим в соответствие некоторое множество состояний  $O(s, x)$ , полагая при этом, что состояния  $s$  и  $\delta(s, x)$  принадлежат  $O(s, x)$ . Обозначим совокупность таких множеств, соответствующих всевозможным парам  $(s, x) \in S \times X$ , через  $O(A)$  и назовем ее локализацией  $A$ . Локально определенным (посредством локализации  $O(A)$ ) классом назовем класс  $LO(A)$  всех автоматов, полученных из автомата  $A$  заменой в нем некоторой дуги  $(s, x, y, t)$  дугой  $(s, x, y, r)$ , где  $r \in O(s, x)$ , или множеством таких замен. Из определения класса  $LO(A)$  следует, что он является  $n$ -плотным для  $A$  при условии, что каждое множество из локализации  $O(A)$  содержит хотя бы два состояния. Далее для простоты будем полагать, что это условие для рассматриваемых локализаций выполняется.

Пусть  $R$  – фрагмент  $A$ ,  $\varphi$  – некоторый гомоморфизм  $R$  в  $A$ . Дугу  $u = (s, x, y, t) \in A$  назовем подтвержденной во фрагменте  $R$  при гомоморфизме  $\varphi$ , если во множестве ее прообразов  $\varphi^{-1}(u)$  найдется хотя бы одна дуга, конечная вершина которой не является висячей. Такую дугу назовем подтвержденной в  $R$ , если она является подтвержденной при любом гомоморфизме  $R$  в  $A$ .

Локально диагностируемым (по локализации  $O(A)$ ) назовем автомат, в котором для любой пары  $(s, x) \in S \times X$  и для любых различных  $r, t \in O(s, x)$  верно неравенство  $\lambda(r, x') \neq \lambda(t, x')$  для любого  $x' \in X$ . Заметим, что в общем случае, как показывают примеры, локально диагностируемый автомат может быть неприведенным.

**Замечание.** Для локально диагностируемого автомата  $A$  (по локализации  $O(A)$ ) утверждение 1 остается справедливым и без требования приведенности эталона.

Действительно, в этом случае остается справедливой лемма о переброске дуги. Переброска дуги  $(s, x, y, t)$  в одно из состояний  $r \in O(s, x)$  преобразует локально диагностируемый автомат  $A$  в некоторый автомат  $B$ . Так как при переброске одной дуги только для состояния  $s$  меняется множество  $\lambda_s^2$ , а остальные автоматные отображения высоты 2 остаются без изменений, то в автомате  $B$  число состояний, 2-эквивалентных состоянию  $s$ , на единицу меньше, чем в исходном автомате  $A$ . Поэтому  $A$  и  $B$  не изоморфны, что оставляет справедливым доказательство утверждения 1 и в этом случае.

Далее нам понадобится понятие начального идентификатора состояния [3]. На-

чальным идентификатором состояния  $s$  называется такое порождаемое им множество  $I_s$  вход-выходных слов, которое не порождается никаким другим состоянием автомата. Высота идентификатора есть наибольшая из длин входящих в него слов. Если идентификатор состоит из одного слова, он называется простым. Множество всех состояний автомата  $A$ , имеющих начальные идентификаторы высоты 1, обозначим как  $S_A^1$ , множество всех начальных идентификаторов автомата высоты 1 – как  $I_A^1$ .

Далее полагаем, что автомат-эталон  $A$  имеет непустое множество  $S_A^1$ , и все состояния автомата-эталона достижимы из состояний этого множества.

Пусть во фрагменте  $R \leq A$  для любого состояния  $s \in S_A^1$  найдется хотя бы одно такое состояние  $r$ , что порожденное этим состоянием множество вход-выходных слов длины 1 содержит хотя бы один начальный идентификатор высоты 1 состояния  $s$ . Множество всех таких состояний фрагмента  $R$  обозначим  $S_R^1$ .

**Лемма 1.** Пусть  $\varphi$  – гомоморфизм  $R$  в  $A$ ,  $\psi$  – гомоморфизм  $R$  в  $B \in LO(A)$ , состояние  $r \in S_R^1$ . Если для входного слова  $px$   $x \in X$ ,  $p$  не пустое слово,  $\delta_R(r, px)$  определено, то  $\varphi(\delta_R(r, p)) = \psi(\delta_R(r, p))$ .

*Доказательство.* Так как переброска дуг сохраняет все эксперименты высоты 1, то множество начальных идентификаторов высоты 1 при перебросках дуг также сохраняется. Поэтому в автомате-эталоне и в автомате  $B \in LO(A)$  множество состояний  $S_A^1$  также сохраняется, и  $\varphi(r) = \psi(r) = s$ , если  $I_s^1 \cap I_r^1 \neq \emptyset$ , для любого  $r \in S_R^1$ . Пусть  $p = p_1 x_1$ ,  $x_1 \in X$ . Если  $p_1$  пустое слово, то утверждение леммы следует из того, что состояние  $\varphi(\delta_R(r, p))$  принадлежит множеству  $O(s, x_1)$ , в котором любые два состояния различаются по любому входному слову длины 1, а, значит, и по слову  $x_1$ . Так как эксперименты высоты 1 сохраняются в автомате  $B$ , и  $R$  есть фрагмент автомата  $B$ , то  $\varphi(\delta_R(r, p)) = \psi(\delta_R(r, p))$ . Пусть теперь  $p_1$  не пустое слово, и  $\varphi(\delta_R(r, p_1)) = \psi(\delta_R(r, p_1))$ . И в этом случае остаются в силе вышеприведенные рассуждения.  $\square$

На основании этой леммы мы можем однозначно разметить именами состояний-образов из автомата  $A$  все состояния фрагмента  $R$  вдоль пути, определяемого словом  $p$  из леммы 1, при любом гомоморфизме  $R$  в  $A$ . Как следует из леммы 1, эта разметка не изменится и при любом гомоморфизме  $R$  в любой автомат  $B \in LO(A)$ .

**Теорема 1.** Если все состояния автомата  $R$  достижимы из состояний  $S_R^1$ , и существует полный гомоморфизм  $R$  в автомат  $A$ , при котором подтверждена каждая дуга автомата  $A$ , то  $R$  есть представление локально диагностируемого по локализации  $O(A)$  автомата  $A$  относительно локально определенного класса  $LO(A)$ .

*Доказательство.* Пусть  $\varphi$  – полный гомоморфизм  $R$  в  $A$ , при котором подтверждена любая дуга автомата  $A$ . Так как все состояния  $R$  достижимы из состояний множества  $S_R^1$ , то во фрагменте для каждой дуги  $u = (s, x, y, t)$  автомата-эталона существует ее прообраз  $u' = (r, x, y, k)$ , который принадлежит некоторому пути в графе  $R$ , начинающемуся в одном из состояний множества  $S_R^1$  и заканчивающемуся в вершине, не являющейся концом прообраза. Такому пути соответствует слово, удо-

влетворяющее условиям леммы 1. Выполнив разметку состояний фрагмента вдоль этого пути, как указано выше, получим разметку концов дуги  $u$ ,  $\varphi(r)=s$ ,  $\varphi(k)=t$ . Прделав такую операцию разметки по всем дугам автомата  $A$ , определим по фрагменту в точности множество всех дуг эталона, что и доказывает теорему.  $\square$

Очевидно, что разметка состояний фрагмента  $R$ , описанная в теореме 1, определяется ядром  $\ker\varphi = \varphi \circ \varphi^{-1}$  гомоморфизма  $\varphi$ : состояния, принадлежащие одному классу этой конгруэнции, получают имя состояния автомата  $A$ , в которое отображаются все состояния этого класса.

Непосредственным следствием теоремы является следующее утверждение.

**Следствие 1.** *Эксперимент  $W$  является контрольным для автомата  $A$  относительно класса  $LO(A)$ , если он является таким обходом автомата  $A$  из некоторого состояния  $r$ ,  $r \in S_R^1$ , что для каждого слова  $w = v(x, y) \in W$  дуга, покрываемая парой  $(x, y) \in X \times Y$ , подтверждена в эксперименте.*

Если эксперимент простой, то следствие 1 требует, чтобы указанное в нем состояние  $r$  обладало простым начальным идентификатором длины 1. Отсюда и из оценок длины обходов автоматных графов вытекает

**Следствие 2.** *Длина минимального простого контрольного эксперимента для  $(A, LO(A))$  не меньше  $tn + 1$  и не больше  $(t + 1)n + 1/2(t - 1)n(n - 1)$ , где  $n$ ,  $t$  – число состояний и входов автомата  $A$  соответственно, причем нижняя оценка достижима.*

*Доказательство.* Длина минимального обхода графа переходов автомата, как известно, не меньше  $tn$  и не больше  $tn + \frac{1}{2}(t - 1)n(n - 1)$ . Дополнительное слово длины 1 в обходе необходимо для подтверждения последней пройденной в эксперименте дуги, и, возможно, слово длины, не больше  $n - 1$  потребуется для того, чтобы достичь состояния  $r$ , указанного в следствии 1, из заданного начального состояния. Поэтому нижняя оценка достижима.  $\square$

Теорема 1 может быть усилена, если при выборе локализации потребовать следующее. Назовем окрестностью состояния  $s$  в автомате  $A$  множество всех его состояний, достижимых из  $s$  по некоторому входу  $x$ , или из которых достижимо  $s$  по  $x$ . Потребуем, чтобы любое множество  $O(s, x) \in O(A)$  содержало окрестность состояния  $s$ . Класс автоматов по такой локализации обозначим  $LOC(A)$ . Будем, как и выше, полагать, что для эталона  $A$  множество  $S_A^1 \neq \emptyset$ , и во всякой компоненте связности автомата-эталона есть состояние из этого множества. Заметим также, что все одноэлементные компоненты связности автомата  $A$  сохраняются во всех автоматах класса  $LOC(A)$  при локализации, в точности совпадающей со множеством окрестностей состояний. Поэтому и в данном случае полагаем, что каждое множество из локализации содержит хотя бы два элемента.

Для всякой дуги  $u = (s, x, y, t)$  автомата  $A$  определим обратную дугу  $-u = -(t, x, y, s)$ , началом которой считаем  $t$  – конец прямой дуги, концом считаем состояние  $s$  – начало прямой дуги, а ее отметку обозначаем как  $-(x, y)$ . Полагаем, что в пути по графу переходов автомата обратную дугу проходим в направлении, противоположном ориентации соответствующей ей прямой дуги. Тогда полупуть определим как последовательность из прямых и обратных дуг  $p = \sim (s_1, x_1, y_1, t_2)$ ,



$\sim (s_2, x_2, y_2, t_3) \dots, \sim (s_{k-1}, x_{k-1}, y_{k-1}, t_k)$ , где  $\sim$  указывает на прямую или обратную ориентацию дуг, а соответствующее полупуть слово из отметок прямых или обратных дуг – как полуслово, порожденное автоматом  $A$  в состоянии  $s$ . При указанной локализации в локально диагностируемом автомате из равенств  $\delta(s, x) = \delta(t, x)$  и  $\lambda(s, x) = \lambda(t, x)$  для любых  $x \in X$  следует равенство  $s = t$ . Поэтому в таком автомате всякое полуслово  $w$  однозначно определяет полупуть из состояния  $s$ , порождающего это полуслово, в состояние  $t$ , в котором оканчивается этот путь. В этом случае будем писать  $s \cdot w = t$ . Так как одношаговая функция выходов автомата-эталона сохраняется в каждом автомате  $B \in LOC(A)$ , то  $s \cdot w$  однозначно определено в  $B$  для любого полуслова  $w$  и состояния  $s$ . Учитывая это, можно сформулировать для класса  $LOC(A)$  лемму, аналогичную лемме 1.

**Лемма 2.** Пусть  $\varphi$  – гомоморфизм  $R$  в  $A$ ,  $\psi$  – гомоморфизм  $R$  в  $B \in LOC(A)$ , состояние  $r \in S_R^1$ . Если для полуслова  $w(\sim (x, y))$ ,  $w$  не пустое полуслово,  $r \cdot w(\sim (x, y))$  определено в  $R$ , то  $\varphi(r \cdot w) = \psi(r \cdot w)$ .

Доказательство этого утверждения с учетом вышеприведенных замечаний почти дословно повторяет доказательство леммы 1.

Будем, как и выше, полагать, что для эталона  $A$  множество состояний  $S_A^1$  не пусто, и во всякой компоненте связности автомата-эталона есть состояние из этого множества. Заметим также, что все одноэлементные компоненты связности автомата  $A$  сохраняются во всех автоматах класса  $LOC(A)$  при локализации, в точности совпадающей со множеством окрестностей состояний. Поэтому и в данном случае полагаем, что каждое множество из локализации содержит хотя бы два элемента. Тогда при замене в условиях теоремы 1 класса  $LO(A)$  на класс  $LOC(A)$  справедлива

**Теорема 2.** Автомат  $R$  есть представление локально диагностируемого по локализации  $O(A)$  автомата  $A$  относительно локально определенного класса  $LOC(A)$  тогда и только тогда, когда  $R$  есть полный фрагмент  $A$ , такой, что в нем подтверждена каждая дуга автомата  $A$ .

*Доказательство.* Необходимость условий теоремы для  $R \in \mathbf{R}(A, LOC(A))$  фактически следует из утверждения 1. Дополнительное требование подтвержденности каждой дуги следует из того, что в противном случае неподтвержденная дуга может быть переброшена в любое состояние соответствующей окрестности, и для полученного автомата  $R$  также будет фрагментом.

Доказательство достаточности, учитывая лемму 2 и принятые ограничения, повторяет доказательство теоремы 1 (с соответствующими заменами слов и путей на полуслова и полупуть).  $\square$

При условии наличия в автомате простого начального идентификатора длины 1, как прямое следствие теоремы 2, усиливается и аналог следствия 1.

**Следствие 3.** Простой эксперимент  $W$  автомата  $A$  является контрольным для  $(A, LOC(A))$  тогда и только тогда, когда он является таким обходом автомата  $A$ , что если  $w = v(x, y) \in W$ , то дуга, покрываемая парой  $(x, y) \in X \times Y$ , подтверждена.

Следствие 2 в этом случае также можно усилить.

**Следствие 4.** *Длина минимального простого контрольного эксперимента для  $(A, LOC(A))$  не меньше  $tn + 1$  и не больше  $tn + 1/2(t - 1)n(n - 1) + 1$ , где  $n$ ,  $t$  – число состояний и входов автомата  $A$  соответственно, причем обе оценки достижимы.*

Его справедливость следует из выполнения условий следствия 3 для любого обхода автомата с подтверждением последней пройденной дуги и оценок длины кратчайших обходов графов переходов автоматов.

**Заключение.** Из полученных характеристик следует полиномиальность задачи распознавания контрольных экспериментов для таких классов в отличие от других  $n$ -плотных классов ( $n$ -полного, групповых автоматов, без потери информации и др.), для которых эта задача является  $NP$ -полной даже при условии максимального разнообразия в поведении эталона [4]. Из них же следует, что полученные оценки длины простых экспериментов сложности не могут быть улучшены для  $n$ -плотных классов, получаемых произвольными перебросками дуг.

1. *Bhattacharyya A.* Checking experiments on sequential machines. – New York: J. Wiley and Sons, 1989. – 155с.
2. *Козловский В.А., Копытова О.М.* Представления автоматов относительно  $t$ -плотных классов // Матер. VIII Межд. семинара "Дискретная математика и ее приложения" (Москва, 2–6 февраля 2004г.). – М.: Изд.-во МГУ. – С.277-280.
3. *Грунский И.С., Козловский В.А.* Синтез и идентификация автоматов. – Киев: Наукова думка, 2004. – 246с.
4. *Козловский В.А.* Локальные неисправности автомата и их обнаружение // Математические вопросы кибернетики (под ред. С.В.Яблонского). – М.: Наука, 1991, вып.3. – С.167-186.
5. *Козловский В.А., Копытова О.М.* Контрольные эксперименты в локально определенных классах // Материалы IX Международного семинара "Дискретная математика и ее приложения", посв. 75-летию со дня рожд. акад. О.Б.Лупанова (Москва, МГУ, 18-23 июня 2007г.) / Под ред. О.М.Касим-Заде. – М.: Изд-во мех.-мат. ф-та МГУ, 2007. – С.322-324.