

УДК 004.312.4:519.713.1

Е.Л. Полин, канд. техн. наук, доц.,  
 К.В. Зашчолкин, магистр,  
 Одес. нац. политехн. ун-т

## АБСТРАКТНЫЕ КОМПОЗИЦИОННЫЕ АВТОМАТЫ

Є.Л. Полін, К.В. Защолкін. **Абстрактні композиційні автомати.** Запропоновано моделі композиційних автоматів, що сполучають властивості абстрактних автоматів Мілі та Мура у часі, а також у часі та просторі виходів. Показано, що композиційні автомати утворюють самостійні класи абстрактних автоматів.

*E.L. Polin, K.V. Zashcholkin. Abstract composite automaton.* The models of composite automaton which are offered combine properties of abstract automaton of Mealy and Moore in time, as well as in time and space of outputs. It is shown, that the composite automaton will derivate independent classes of abstract automaton.

При проектировании дискретных устройств управления (УУ) для описания их поведения применяют абстрактные автоматы Мили [1] и Мура [2], которые являются исходными данными для структурного синтеза абстрактной модели проектируемого УУ — управляющего автомата (УА) [3, 4]. Целесообразнее использовать автомат Мили, который не сложнее автомата Мура, и при этом отображает состояние входа УА  $X$  (рис. 1) в состояние выхода  $Y$  без задержки. Это приводит к ускорению функционирования системы, состоящей из УУ (УА) и операционного автомата (ОА), и к удешевлению первого по сравнению с построенным в результате синтеза УА как автомата Мура (здесь и далее все сказанное в отношении ОА может быть распространено на произвольные дискретные объекты управления (ОУ), не обязательно выполняющие вычислительные функции). Однако, если ОА реагирует на воздействие  $Y$  со стороны УА, отображая  $Y \rightarrow X$  без задержки, то поведение системы УА—ОА с УА, синтезированным как автомат Мили, некорректно [5]. Чтобы исключить некорректность, необходимо для описания поведения УА применить автомат Мура, вносящий задержку в отображение  $X \rightarrow Y$ .

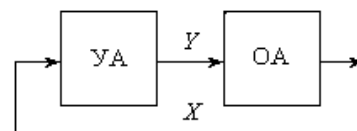


Рис. 1. Система УА—ОА

Некоторые ОА на одних этапах функционирования реагируют на воздействия УА с задержкой, а на других — без. Было бы целесообразно для таких объектов конструировать УА, соответственно изменяющее свое поведение. С этой целью, описывая поведение УА автоматом Мили на этапе, когда реакция УА на изменение его входа должна сопровождаться задержкой, приходится вводить в автомат дополнительные внутренние состояния, разделяя во времени анализ состояния входа и формирование нового (непустого) состояния выхода. Это приводит к усложнению графа УА, росту числа дуг и состояний, и, как следствие, к усложнению УА и удорожанию УУ.

Для исключения указанного недостатка разработана математическая модель УА, совмещающая свойства автоматов Мили и Мура во времени и проявляющая те или иные из них на разных этапах функционирования. Такая модель будет называться СТ-автоматом (Composition — композиция, Time — время).

В зависимости от уровня абстракции различают абстрактный и структурный автоматы [3], которые являются моделями УА (УУ). Абстрактный автомат имеет один вход и один выход, на которых в каждый момент времени имеют место символы абстрактных входного и выходного алфавитов, соответственно. Структурный автомат является более детальной моделью УА — имеет множество входов и выходов, на которых присутствуют символы структурного алфавита (для двоичных цифровых автоматов “0” и “1”). Часто абстрактный автомат представляют в обобщенном виде со множеством входов и выходов и считают, что абстрактный и соответствующий ему структурный автоматы (равно как и УА) являются векторными. Для описания поведения такого УА применяют векторные автоматы Мили и Мура.

В рассматриваемой системе УА—ОА, если УА — векторный, ОА может реагировать на его воздействия  $Y$ , формируя реакцию на своем векторном выходе  $X$  по одним входам — немедленно, а по другим — с задержкой. Чтобы исключить некорректность поведения системы с

УА, синтезированным с использованием автомата Мили, можно для описания поведения УУ применить С-автомат — автомат с одним входом, на который поступают сигналы входного алфавита, и двумя выходами, на каждом из которых одновременно появляется сигнал своего выходного алфавита [3]. Отличие С-автомата от автоматов Мили и Мура состоит в том, что он *одновременно* реализует две функции выходов, каждая из которых характерна для этих моделей в отдельности. В силу этого выход С-автомата, на котором реализуется функция выхода автомата Мили, называется выходом типа Мили, а выход, на котором реализуется функция выхода автомата Мура, называется выходом типа Мура.

В общем случае ОА с векторными входом  $Y$  и выходом  $X$  может на разных этапах функционирования в ответ на воздействие со стороны УА по координате  $y \in Y$  вносить или не вносить запаздывание в свою реакцию  $X$ . Это его свойство может проявляться независимо по всем его входам. Тогда для описания поведения УУ, адекватно реагирующего на изменение свойств ОУ на каждом его выходе, целесообразно применить абстрактный векторный автомат, совмещающий в себе свойства автоматов Мили и Мура и проявляющий те или иные из них независимо в пространстве координат выхода  $Y$  и во времени. Такая модель будет называться CST-автоматом (Space — пространство). Далее, если это специально не оговорено, будут рассматриваться автоматы только со скалярными входом и выходом.

Поскольку использование существующих моделей УА сопряжено с необходимостью применения в ряде случаев искусственных приемов, позволяющих вводить или не вводить задержку в реакции УА, что приводит к увеличению размерности описания, объема аппаратуры и временных затрат, предлагаются две модели абстрактных композиционных автоматов:

— совмещающая свойства автоматов Мили и Мура во времени и проявляющая те или иные из них на разных этапах функционирования на одном абстрактном выходе — СТ-автомат;

— совмещающая свойства автоматов Мили и Мура и проявляющая те или иные из них независимо в пространстве координат векторного выхода автомата и во времени — CST-автомат.

Абстрактный конечный СТ-автомат с одним выходом определяется как пятикомпонентный кортеж, т.е.

$$S_{CT} = \langle A, X, Y, \delta, \lambda \rangle, \quad (1)$$

где  $A = A_1 \cup A_2$  — множество (алфавит) внутренних состояний автомата ( $A_1 \cap A_2 = \emptyset$ );

$A_1 = \{a_{11}, a_{12}, \dots, a_{1n}\}$  — множество (алфавит) состояний типа 1 ( $A_1 \neq \emptyset$ ), при которых автомат  $S_{CT}$  ведет себя как автомат Мили;

$A_2 = \{a_{21}, a_{22}, \dots, a_{2m}\}$  — множество (алфавит) состояний типа 2 ( $A_2 \neq \emptyset$ ), при которых автомат  $S_{CT}$  ведет себя как автомат Мура;

$X = \{x_1, x_2, \dots, x_j\}$  — множество состояний входа (входной алфавит);

$Y = \{y_1, y_2, \dots, y_g\}$  — множество состояний выхода (выходной алфавит);

$\delta$  — функция переходов, реализующая отображение некоторого множества  $D_\delta \subseteq A \times X$  в  $A$ ;

$\lambda = \begin{cases} \lambda_1, & \text{при } a(t) \in A_1, \\ \lambda_2, & \text{при } a(t) \in A_2; \end{cases}$  — функция выходов;

$\lambda_1$  — функция выхода, реализующая отображение некоторого множества  $D_{\lambda_1} \subseteq A_1 \times X$  в  $Y$ ;

$\lambda_2$  — функция выхода, реализующая отображение некоторого множества  $D_{\lambda_2} \subseteq A_2$  в  $Y$ .

Закон функционирования СТ-автомата определяется системой уравнений

$$\begin{cases} a(t + \Delta) = \delta(a(t), x(t)); \\ y(t) = \lambda(a(t), x(t)), \end{cases}$$

где  $x \in X$ ;  $y \in Y$ ;  $a \in A$ ;  $t \in N_0$  — момент шкалы дискретного времени.

Поскольку СТ-автомат в состоянии  $a(t) \in A_1$  ведет себя как автомат Мили, а в состоянии  $a(t) \in A_2$  — как автомат Мура (это следует из определений функций  $\lambda$  и  $\delta$ ), то  $A_1$  и  $A_2$  будут называться множеством состояний автомата Мили и автомата Мура, соответственно.

Для *полностью определенного* абстрактного, конечного СТ-автомата  $D_\delta = A \times X$ ,  $D_{\lambda_1} = A_1 \times X$ ,  $D_{\lambda_2} = A_2$ . Далее будут рассматриваться только конечные автоматы, поэтому термин “конечный” будет опущен.

Чтобы задать абстрактный СТ-автомат  $S_{CT}$ , следует определить все компоненты кортекса (1), т.е. задать множества символов его алфавитов, множество состояний и описать функции переходов и выходов. Для определения поведения автомата  $S_{CT}$  на интервале дискретного времени  $[0, t_k]$ ,  $t_k \in N_0$ ,  $0 \leq t \leq t_k$ , необходимо задать начальное состояние автомата  $a(0)$  в момент времени  $t=0$ . Им может быть любое состояние из первой проекции области определения функции переходов, т.е.  $a(0) \in \text{Pr}_1 D_\delta$ .

Функции переходов и выходов СТ-автомата можно описывать табличным, матричным способом или графом СТ-автомата подобно тому, как описывают функции автоматов Мили и Мура.

Пример полностью определенного СТ-автомата представлен в виде графа, состоящего из подграфов I (вершины которого — состояния автомата Мили) и II (вершины которого — состояния автомата Мура) (рис. 2). Вершины, принадлежащие разным подграфам, — соответственно подграфу I автомата Мили и подграфу II автомата Мура, связаны мостами — дугами. Дуги, исходящие из вершин первого, отмечены символами входного и выходного алфавитов, а исходящие из вершин второго, отмечены символами только входного алфавита. Вершины подграфа I отмечены только символами алфавита состояний  $A_1$ , а подграфа II — символами алфавита состояний  $A_2$  и выхода.

Поведение приведенного СТ-автомата (далее автомата) рассмотрено для последовательности состояний входа  $x(t) \in X$  (табл. 1). В момент времени  $t=0$  заданное начальное состояние автомата  $a(0)=a_{11}$ . Под воздействием состояния его входа  $x(0)=x_2$ : формируется реакция автомата — состояние выхода  $y(0)=\lambda(a_{11}, x_2)=y_3$ , а в момент времени  $t=1$  автомат оказывается в состоянии  $a(1)=a_{12}=\delta(a_{11}, x_2)$ . Под воздействием состояния входа автомата  $x(1)=x_1$ : в момент времени  $t=1$  формируется реакция автомата — состояние выхода  $y(1)=\lambda(a_{12}, x_1)=y_2$ , а в момент времени  $t=2$  автомат оказывается в состоянии  $a(2)=a_{11}=\delta(a_{12}, x_1)$ . Под воздействием состояния входа автомата  $x(2)=x_1$ : в момент времени  $t=2$  формируется состояние выхода  $y(2)=\lambda(a_{11}, x_1)=y_1$ , а в момент времени  $t=3$  в результате перехода по мосту, отмеченному символами  $x_1/y_1$ , автомат оказывается в состоянии  $a(3)=a_{21}=\delta(a_{11}, x_1)$ . В момент времени  $t=3$  состояние входа автомата  $x(3)=x_2$ , однако в силу того, что состояние выхода, определяемое функцией  $\lambda_2=\lambda(a(3))$  зависит только от текущего состояния и не зависит от состояния автомата входа, то реакция на текущее состояние входа  $x(3)=x_2$  в данный момент времени отсутствует. Состояние выхода  $y(3)=\lambda(a_{21})=y_2$  — вторая реакция автомата на состояние входа  $x(2)=x_1$ , т.к.  $a_{21}=\delta(a_{11}, x_1)$ ,  $y_2=\lambda(a_{21})$ , следовательно,  $y_2=\lambda(\delta(a_{11}, x_1))$ , т.е.  $y(3)=\lambda(\delta(a(2), x(2)))$ . Под воздействием состояния входа автомата  $x(3)=x_2$  в момент времени  $t=4$  автомат оказывается в состоянии  $a(4)=a_{22}=\delta(a_{21}, x_2)$ . В момент времени  $t=4$  состояние выхода автомата  $y(4)=y_3$  является реакцией на его состояние входа  $x(3)=x_2$ , т.к.  $a_{22}=\delta(a_{21}, x_2)$ ,  $y_3=\lambda(a_{22})$ , следовательно,  $y_3=\lambda(\delta(a_{21}, x_2))$ , т.е.  $y(4)=\lambda(\delta(a(3), x(3)))$ , а реакция на текущее состояние входа  $x(4)=x_3$  в данный момент времени отсутствует. Под воздействием состояния входа  $x(4)=x_3$  автомат в момент времени  $t=5$ , оказывается в состоянии  $a(5)=a_{21}=\delta(a_{22}, x_3)$ . В момент времени  $t=5$  состояние выхода автомата  $y(5)=y_2$  является реакцией на его состояние входа  $x(4)=x_3$ , т.к.  $a_{21}=\delta(a_{22}, x_3)$ ,  $y_2=\lambda(a_{21})$ , следовательно,  $y_2=\lambda(\delta(a_{22}, x_3))$ , т.е.  $y(5)=\lambda(\delta(a(4), x(4)))$ , а реакция на текущее состояние входа  $x(5)=x_3$  в данный момент времени отсутствует. Под

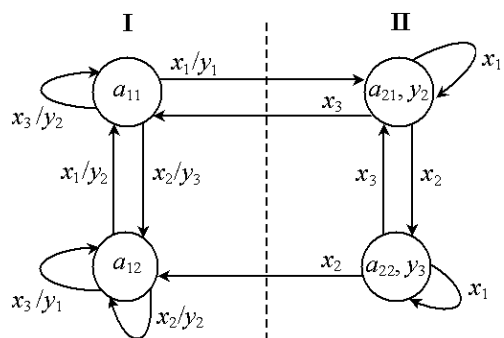


Рис. 2. Пример графа СТ-автомата, I — подграф автомата Мили, II — подграф автомата Мура,  $A = \{a_{11}, a_{12}, a_{21}, a_{22}\}$ ;  $A_1 = \{a_{11}, a_{12}\}$ ;  $A_2 = \{a_{21}, a_{22}\}$ ;  $X = \{x_1, x_2, x_3\}$ ;  $Y = \{y_1, y_2, y_3\}$

Таблица 1

Поведение СТ-автомата

$t$	0	1	2	3	4	5	6
$x(t)$	$x_2$	$x_1$	$x_1$	$x_2$	$x_3$	$x_3$	$x_2$
$a(t)$	$a_{11}$	$a_{12}$	$a_{11}$	$a_{21}$	$a_{22}$	$a_{21}$	$a_{11}$
$y(t)$	$y_3$	$y_2$	$y_1$	$y_2$	$y_3$	$y_2$	$y_3$

воздействием состояния входа  $x(5)=x_3$ , в результате перехода по мосту отмеченному символом  $x_3$ , автомат в момент времени  $t=6$ , оказывается в состоянии  $a(6)=a_{11}=\delta(a_{21}, x_3)$ . Под воздействием состояния входа автомата  $x(6)=x_2$  в момент времени  $t=6$  формируется состояние выхода  $y(6)=\lambda(a_{11}, x_2)=y_3$ . Реакции автомата на состояние входа  $x(5)=x_3$  не последовало вообще.

Представлен граф причинно-следственных связей между состояниями входа рассмотренного СТ-автомата и его реакциями на них на выходе (рис. 3). В подграфе I СТ-автомат реагирует на состояния входа без задержки — реакция проявляется в тот же момент времени, что и состояние входа, вызвавшее ее, в подграфе II — с задержкой, реакция следует в следующий момент времени. При переходе СТ-автомата из подграфа I в подграф II происходит двойная реакция, оканчивающаяся в следующий момент времени относительно состояния входа, ее вызвавшего. При переходе СТ-автомата из подграфа II в подграф I происходит пропуск реакции на состояние входа.

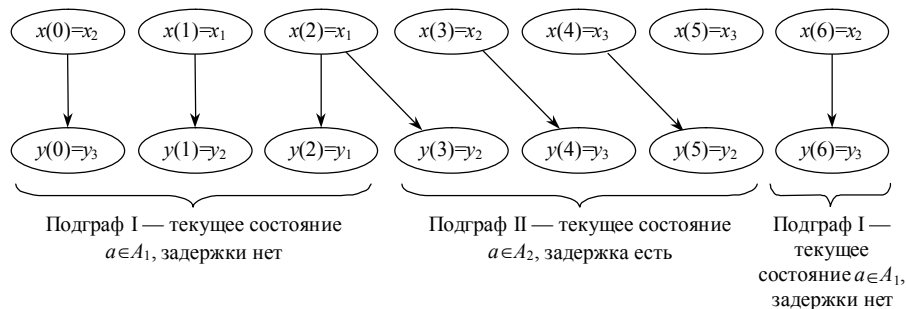


Рис. 3. Граф причинно-следственных связей между состояниями входа и выхода СТ-автомата

Таким образом, в поведении рассмотренного СТ-автомата наблюдаются двойные реакции на один входной символ и пропуск реакции на другой.

В общем случае подобное поведение СТ-автомата проявляется при его переходах по мостам из одного подграфа в другой и не может, по определению, иметь место в автоматах Мили и Мура. Следовательно, СТ-автоматы образуют самостоятельный класс автоматов.

Для того, чтобы граф СТ-автомата содержал два *изолированных* подграфа I и II, необходимо определить его функцию переходов следующим образом:  $\delta: (A_1 \times X \rightarrow A_1) \cup (A_2 \times X \rightarrow A_2)$ . Если задать  $a(0) \in A_1$ , поведение такого СТ-автомата на любом интервале времени будет совпадать с поведением автомата Мили, описанного подграфом I. Если  $a(0) \in A_2$ , совпадут поведения такого СТ-автомата и автомата Мура, описанного подграфом II. Если автоматы, описанные такими изолированными подграфами I и II, являются *равносильными* [6], то поведение СТ-автомата на множествах состояний  $A_1$  или  $A_2$  при любой последовательности  $x(t) \in X$  будет отличаться лишь отсутствием или наличием задержки его реакции на очередное состояние входа. Конструируя СТ-автомат, можно в его графе изменять направления некоторых дуг так, чтобы они становились мостами, связывающими подграфы I и II, и, тем самым, по мере необходимости вводить или исключать задержки в реакции.

Абстрактный CST-автомат с двумя выходами определяется как семикомпонентный кортеж, т.е.

$$S_{\text{CST}} = \langle A, X, Y, Z, \delta, \lambda_y, \lambda_z \rangle, \quad (2)$$

где  $A = A_1 \cup A_2 \cup A_3 \cup A_4$  — множество (алфавит) внутренних состояний автомата, причем  $A_i \cap A_j = \emptyset$  при  $i \neq j$  и  $i, j = 1 \dots 4$ ;

$A_1 = \{a_{11}, a_{12}, \dots, a_{1n}\}$  — множество (алфавит) состояний типа 1 ( $A_1 \neq \emptyset$ ), при которых автомат  $S_{\text{CST}}$  ведет себя как автомат Мили на обоих своих выходах;

$A_2 = \{a_{21}, a_{22}, \dots, a_{2m}\}$  — множество (алфавит) состояний типа 2 ( $A_2 \neq \emptyset$ ), при которых автомат  $S_{\text{CST}}$  ведет себя как автомат Мура на обоих своих выходах;

$A_3 = \{a_{31}, a_{32}, \dots, a_{3l}\}$  — множество (алфавит) состояний типа 3 ( $A_3 \neq \emptyset$ ), при которых автомат  $S_{\text{CST}}$  ведет себя как С-автомат;

$A_4 = \{a_{41}, a_{42}, \dots, a_{4p}\}$  — множество (алфавит) состояний типа 4 ( $A_4 \neq \emptyset$ ), при которых автомат  $S_{CST}$  ведет себя как *инверсный С-автомат*, у которого выходы обладают поведением, противоположным поведению прямого С-автомата (табл. 2);

$X = \{x_1, x_2, \dots, x_f\}$  — множество состояний входа (входной алфавит);

$Y = \{y_1, y_2, \dots, y_g\}$  — множество состояний выхода (алфавит выхода)  $Y$ ;

$Z = \{z_1, z_2, \dots, z_k\}$  — множество состояний выхода (алфавит выхода)  $Z$ ;

$\delta$  — функция переходов, реализующая отображение некоторого множества  $D_\delta \subseteq A \times X$  в  $A$ ;

$\lambda_y = \begin{cases} \lambda_{y_1}, & \text{при } a(t) \in A_1 \cup A_3, \\ \lambda_{y_2}, & \text{при } a(t) \in A_2 \cup A_4; \end{cases} \quad \lambda_z = \begin{cases} \lambda_{z_1}, & \text{при } a(t) \in A_1 \cup A_4, \\ \lambda_{z_2}, & \text{при } a(t) \in A_2 \cup A_3; \end{cases}$  — функции выходов  $Y$  и  $Z$ ,

соответственно;

$\lambda_{y_1}$  — функция выхода, реализующая отображение некоторого множества  $D_{\lambda_{y_1}} \subseteq (A_1 \cup A_3) \times X$  в  $Y$ ;

$\lambda_{y_2}$  — функция выхода, реализующая отображение некоторого множества  $D_{\lambda_{y_2}} \subseteq (A_2 \cup A_4)$  в  $Y$ ;

$\lambda_{z_1}$  — функция выхода, реализующая отображение некоторого множества  $D_{\lambda_{z_1}} \subseteq (A_1 \cup A_4) \times X$  в  $Z$ ;

$\lambda_{z_2}$  — функция выхода, реализующая отображение некоторого множества  $D_{\lambda_{z_2}} \subseteq (A_2 \cup A_3)$  в множество  $Z$ .

Закон функционирования CST-автомата определяется системой уравнений

$$\begin{cases} a(t + \Delta) = \delta(a(t), x(t)); \\ y(t) = \lambda_y(a(t), x(t)); \\ z(t) = \lambda_z(a(t), x(t)), \end{cases}$$

где  $x \in X; y \in Y; z \in Z; a \in A; t \in N_0$  — момент шкалы дискретного времени.

В каждый момент времени произвольный CST-автомат может проявлять следующие варианты поведения: в состоянии  $a \in A_1$  — как автомат Мили с двухкоординатным векторным выходом ( $Y, Z$ ); в состоянии  $a \in A_2$  — как автомат Мура с векторным выходом ( $Y, Z$ ); в состоянии  $a \in A_3$  — как С-автомат с выходом  $Y$  типа Мили и выходом  $Z$  типа Мура [3]; в состоянии  $a \in A_4$  — как С-автомат с выходом  $Z$  типа Мили и выходом  $Y$  типа Мура (*инверсный С-автомат*) (см. табл. 2). На основании этого  $A_1$  и  $A_2$  будут называться множеством состояний автомата Мили и автомата Мура, соответственно, а  $A_3$  и  $A_4$  — множеством состояний прямого и инверсного С-автомата, соответственно.

Для *полностью определенного* CST-автомата  $D_{\lambda_{y_1}} = (A_1 \cup A_3) \times X$ ,  $D_{\lambda_{y_2}} = (A_2 \cup A_4)$ ,  $D_{\lambda_{z_1}} = (A_1 \cup A_4) \times X$ ,  $D_{\lambda_{z_2}} = (A_2 \cup A_3)$ .

Для задания абстрактного CST-автомата  $S_{CST}$  необходимо определить все компоненты кортежа (2), т.е. задать множества символов его алфавитов и описать функции переходов и выходов. Для определения поведения автомата  $S_{CST}$  на интервале времени  $[0, t_k]$ ,  $t_k \in N_0$ ,  $0 \leq t \leq t_k$ , необходимо задать начальное состояние автомата  $a(0)$ . Им может быть любое состояние из первой проекции области определения функции переходов, т.е.  $a(0) \in \text{Pr}_1 D_\delta$ .

Таблица 2

Возможные варианты поведения CST-автомата

		Текущее состояние автомата, $a \in A_i$			
		$A_1$	$A_2$	$A_3$	$A_4$
Тип выхода	$Y$	Мили	Мура	Мили	Мура
	$Z$	Мили	Мура	Мура	Мили
Поведение CST-автомата		Мили	Мура	С-автомат	Инверсный С-автомат

состояния автомата Мура), III (вершины — состояния прямого С-автомата) и IV (вершины — состояния инверсного С-автомата), связанных мостами. Для графа произвольного CST-автомата такие подграфы будут называться подграфом соответственно автомата Мили, Мура, прямого и инверсного С-автоматов.

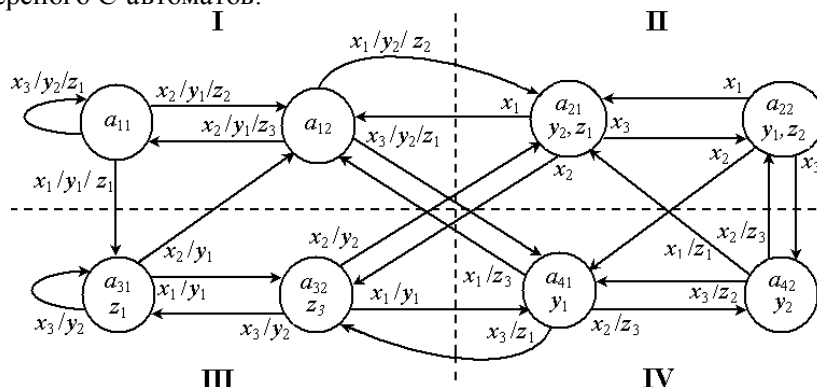


Рис. 4. Пример графа CST-автомата, I — подграф автомата Мили, II — подграф автомата Мура, III — подграф прямого С-автомата, IV — подграф инверсного С-автомата;  $A = \{a_{11}, a_{12}, a_{21}, a_{22}, a_{31}, a_{32}, a_{41}, a_{42}\}$ ;  $A_1 = \{a_{11}, a_{12}\}$ ;  $A_2 = \{a_{21}, a_{22}\}$ ;  $A_3 = \{a_{31}, a_{32}\}$ ;  $A_4 = \{a_{41}, a_{42}\}$ ;  $X = \{x_1, x_2, x_3\}$ ;  $Y = \{y_1, y_2\}$ ;  $Z = \{z_1, z_2, z_3\}$

Поведение CST-автомата обусловленное переходами по мостам, связывающим подграфы Мили и Мура, аналогично поведению СТ-автомата.

В результате переходов CST-автомата из подграфа I (автомата Мили) в подграфы III или IV (прямого или инверсного С-автомата, соответственно) возникает задержка в реакции на одном из его выходов, при этом на нем наблюдается двойная реакция на состояние входа. В результате переходов CST-автомата из подграфов III или IV (прямого или инверсного С-автомата, соответственно) в подграф I (автомата Мили) задержка на одном из его выходов, напротив, исчезает, и на нем наблюдается пропуск реакции на состояние входа.

В результате переходов CST-автомата из подграфа II (автомата Мура) в подграфы III или IV (прямого или инверсного С-автомата, соответственно) исчезает задержка в реакции на одном из его выходов, а на другом она сохраняется. В результате переходов CST-автомата из подграфа III или IV (прямого или инверсного С-автомата, соответственно) в подграф II (автомата Мура) возникает задержка в реакции на одном из его выходов, при этом на нем наблюдается двойная реакция на состояние входа.

В результате переходов CST-автомата из подграфа III (прямого С-автомата) в подграф IV (инверсного С-автомата), или наоборот, возникает задержка на одном его выходе и исчезает задержка на втором. Соответственно наблюдается двойная реакция на одном из выходов и пропуск реакции на состояние входа на втором.

Так же как у СТ-автомата граф CST-автомат может иметь изолированные подграфы I...IV, в этом случае его поведение будет зависеть от того, какому подграфу принадлежит присвоенное автомату начальное состояние  $a(0)$ .

CST-автомат является обобщением автоматов Мили, Мура, С- и СТ-автоматов и может вырождаться в любой из них, например, при  $A_1 \neq \emptyset$  и  $A_2 = A_3 = A_4 = \emptyset$  вырождается в автомат Мили. При иных сочетаниях пустых и не пустых подмножеств состояний образуются автоматы с иными оригинальными свойствами. Например, при  $A_3 \neq \emptyset$ ,  $A_4 \neq \emptyset$  и  $A_1 = A_2 = \emptyset$  образуется автомат, выходы Мили и Мура в котором меняются местами в процессе его функционирования. Класс CST-автоматов покрывает  $2^4 - 1$  различных непустых классов автоматов.

Можно распространить класс CST-автоматов на автоматы с векторным  $n$ -координатным выходом,  $n \geq 3$ . В этом случае на разных этапах функционирования свойства автомата: вводить/не вводить задержку, а удваивать/пропускать реакцию на состояние входа  $x(t) \in X$  — будут проявляться на каждой компоненте выхода независимо от других.

По результатам проведенных исследований можно сделать следующие выводы. Получила дальнейшее развитие теория конечных абстрактных автоматов: определены модели компози-

ционных СТ- и CST-автоматов, которые являются самостоятельными классами автоматов; показано, что CST-автомат является обобщением автоматов Мили, Мура, С и СТ.

Практическая ценность полученных результатов состоит в возможности:

- применения предложенных моделей в прикладной теории цифровых автоматов для построения цифровых управляющих устройств;
- создания методов синтеза аппаратного обеспечения по приведенным моделям и методов минимизации композиционных автоматов по различным критериям.

### Литература

1. Mealy G.H. Method for synthesizing sequential circuits // Bell System Techn. J. — 1955. — Vol. 34. — P. 1045 — 1079.
2. Moore E.F. Gedanken-Experiments on sequential machines // Automata Studies. — 1956. — Vol. 31. — P. 129 — 153.
3. Майоров С.А. Структура электронных вычислительных машин / Майоров С.А., Новиков Г.И. — Л.: Машиностроение, 1979. — 384с.
4. Баранов С. И. Синтез микропрограммных автоматов. — Л.: Энергия, 1979. — 232 с.
5. Соловьев В.В. Проектирование цифровых систем на основе программируемых логических интегральных схем. — М.: Горячая линия-Телеком, 2001. — 635с.
6. Брауэр В. Введение в теорию конечных автоматов. — М.: Радио и связь, 1987. — 468 с.

Поступила в редакцию 31 октября 2005 г.

---