УДК 004.312.4:519.713.1

Е.Л. ПОЛИН, К.В. ЗАЩЕЛКИН

Одесский национальный политехнический университет, Украина

ВЕКТОРНЫЕ КОМПОЗИЦИОННЫЕ АВТОМАТЫ И МЕТОД ИХ СТРУКТУРНОГО СИНТЕЗА

В статье предлагается математическая модель цифрового управляющего устройства – микропрограммный композиционный автомат с произвольным количеством выходов и метод структурного синтеза, основанный на использовании этой модели. Использование предложенной модели и метода в процессе синтеза цифровых управляющих устройств позволяет: описывать изменение режима поведения устройства во времени и в пространстве его выходов, отказаться от явного разнесения проверок состояний входов и выработки состояний выходов для борьбы с некорректным функционированием системы "устройство управления – объект управления".

Ключевые слова: *цифровое устройство управления, микропрограммный автомат, структурный синтез, объект управления*

Введение

При проектировании цифровых устройств управления (ЦУУ) для описания их поведения традиционно используют низкоуровневые модели – абстрактные автоматы Мили [1] и Мура [2]. Данные модели не могут описывать такой важный режим поведения ЦУУ как динамическое введение и устранение задержки в его реакции. Необходимость динамического изменения поведения ЦУУ обусловлена двумя причинами:

– использование автоматов Мили и Мура, имеющих фиксированную реакцию, связано с проблемой некорректного функционирования системы «ЦУУ – объект управления» при определенных (свойственных для каждого из этих автоматов в отдельности) функциональных зависимостях между состояниями входа ЦУУ и состояниями его выхода;

– для объекта управления с поведением, которое изменяется во времени (в части задержки реакции), поведение ЦУУ традиционно описывают автоматом Мили, а на этапах, когда реакция ЦУУ на изменение его состояния входа должна сопровождаться задержкой, вводят в автомат дополнительное состояние.

Для реализации изменения задержки реакции, используют ряд искусственных приемов [3, 4], приводящих к повышению сложности аппаратной реализации ЦУУ и ухудшению его временных характеристик.

В качестве решения рассмотренной проблемы авторами данной статьи были предложены две модели ЦУУ – абстрактные композиционные автоматы [5]:

– модель, 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;

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

В данной статье предлагается дальнейшее развитие теории композиционных автоматов путем решения двух задач:

– распространения класса CST-автоматов с двумя выходами на автоматы с векторным n-компонентным выходом, $n \geq 3$ (в этом случае на разных этапах функционирования свойства автомата: вводить или не вводить задержку, проявляются на каждой компоненте выхода независимо от других);

– распространения метода структурного синтеза автоматов [3] на CST-автоматы с n-выходами

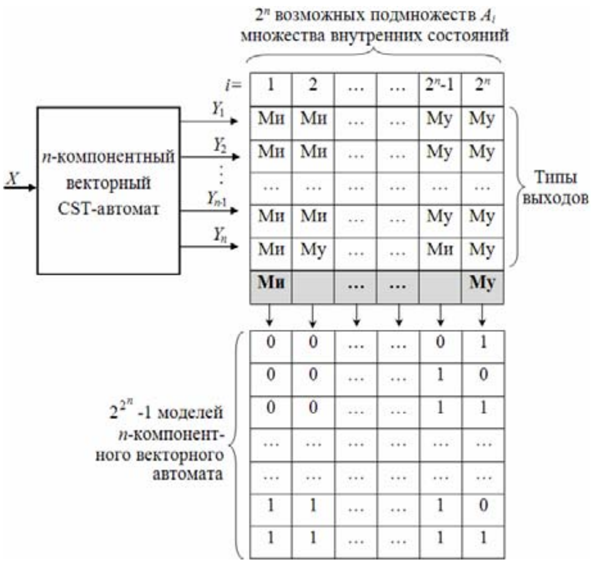
1. CST-автоматы с n-компонентным выходом

В CST-автомате с вектором выходов, состоящим из двух компонент, количество подмножеств, на которые разбивается внутренний алфавит, равно четырем, а количество различных моделей, которые возможно получить на основе этого разбиения, равно пятнадцати (рис. 1, а).

При количестве выходов автомата (длине вектора выходов), равном n, количество подмножеств, на которые разбивается внутренний алфавит, равно M = 2n. При этом, количество различных моделей абстрактного n-векторного автомата, которые возможно получить на основе такого разбиения, равно $K = 2^{2^n} - 1$ (рис. 1, б).

Из них $K_{CST} = K- 2^n -1$ моделей, принадлежат к классу композиционных CST-автоматов (в том числе, модель, в которой все множества A_i непустые – полный CST-автомат, и остальные $K_{CST} -1$ моделей, являющиеся его частными случаями, частные CST-автоматы).

а



б

Рис. 1. Основные соотношения для CST-автомата: а – с двумя выходами; б – с n выходами; "Ми" и "Му" – выход типа Мили и Мура, соответственно; "0" и "1"– подмножество пустое и не пустое, соответственно

Определение. Абстрактный CST-автомат с n выходами это шестикомпонентный кортеж вида

$$S^n_{CST} = \langle A, C, X, Y, \delta, \Lambda\rangle,$$

где $A=\bigcup_{i=1}^{2^n} A_i$ – множество (алфавит) внутренних состояний автомата ($A_j \cap A_k=\varnothing$ для любых A_j и A_k при $j\neq k$);

C – двоичная порождающая матрица размерности $n\times 2^n$ вида $C=\| C_1 \mid C_2 \|$, C_1 – матрица размерности $n\times 2$ первый столбец которой содержит только нулевые значения, а второй столбец, только единичные, C_2 – матрица размерности $n\times(2^n-2)$, столбцы которой содержат все возможные различные двоичные комбинации, отличные от столбцов матрицы C_1;

$X = \{X_1, X_2,\ldots, X_m\}$ – множество, элементы которого являются множествами состояний входов (входными алфавитами), т.е. $X_i = \{ x_i^1, x_i^2, x_i^3,\ldots\}$ – множество состояний (входной алфавит) i-того входа;

$Y = \{Y_1, Y_2,\ldots, Y_n\}$ – множество, элементы которого являются множествами состояний выходов (выходными алфавитами), т.е. $Y_i = \{ y_i^1, y_i^2, y_i^3, \ldots\}$ – множество состояний (выходной алфавит) i-того выхода;

δ – функция переходов, реализующая отображение некоторого множества D_δ в A, где $D_\delta \subseteq A\times D_X$, $D_X \subseteq T$, где $T=\{t \mid t\in \mathbf{P}(X_1\cup X_2\cup\ldots\cup X_m)$ и $t\cap\{x_i, \overline{x_i}\}\neq$ $\neq\{x_i, \overline{x_i}\}$, i=1..m }, **P** – булеан,

Множество T содержит элементы булеана множества $X_1\cup X_2\cup\ldots\cup X_m$, за исключением тех элементов, которые одновременно содержат символ входного алфавита и его инверсию.

$\Lambda = \{\lambda_1, \lambda_2,\ldots, \lambda_n\}$ – множество функций выходов, таких что

$$\lambda_i = \begin{cases} \lambda_i^1, \text{ при } a(t)\in\bigcup_{j=1}^{2^n} G^0_{C[i]}(j), \\ \lambda_i^2, \text{ при } a(t)\in\bigcup_{j=1}^{2^n} G^1_{C[i]}(j), \end{cases}$$

$G^0_{C[i]}(j)$ и $G^1_{C[i]}(j)$ операции над матрицей C и множеством A вида:

$$G^0_{C[i]}(j) = \begin{cases} A_j, \text{ если } C(i,j)=0, \\ \varnothing, \text{ если } C(i,j)\neq 0; \end{cases}$$

$$G^1_{C[i]}(j) = \begin{cases} A_j, \text{ если } C(i,j)=1, \\ \varnothing, \text{ если } C(i,j)\neq 1; \end{cases}$$

λ_i^1 – функция выхода, реализующая отображение множества $D^1_{\lambda i} \subseteq \bigcup_{j=1}^{2^n} G^0_{C[i]}(j)\times D_X$ в Y_i;

λ_i^2 – функция выхода, реализующая отображение множества $D^2_{\lambda i} \subseteq \bigcup_{j=1}^{2^n} G^1_{C[i]}(j)$ в Y_i.

Если значение i-го выхода CST-автомата определяется в данный момент времени функцией выхода

λ_i^1, то этот выход является выходом типа Мили, если функцией λ_i^2 – то этот выход в данный момент времени есть выход типа Мура.

Определение. Порождающая матрица C – это двоичная матрица, позволяющая формально описать поведение композиционного автомата на различных этапах его функционирования. Число строк этой матрицы равно количеству выходов автомата. Число столбцов равно количеству подмножеств A_t, на которые разбит внутренний алфавит композиционного автомата. Каждый столбец матрицы, значениями своих компонентов, определяет тип выхода (“0” – выход типа Мили, “1” – выход типа Мура) при принадлежности текущего состояния автомата тому или иному подмножеству.

Представленная модель векторного CST-автомата с n выходами является обобщенной моделью композиционного автомата. Описанные в [5] CST-автомат с двумя выходами и CT-автомат есть частные представления этой модели.

Автоматы, построенные на основе порождающей матрицы, сформированной в соответствии с оговоренными выше правилами, являются полными композиционными автоматами. Частные композиционные автоматы могут быть получены путем усечения матрицы (удаления из нее столбцов). При удалении u столбцов порождающая матрица получает размерность $n\times(2^n\text{-}u)$. Число различных усечений для матрицы $(n\times M)$, не приводящих к матрице с нулевым количеством столбцов, равно $2^M\text{-}1$. Поскольку для не усеченной матрицы $M=2^n$ по определению, то число усечений равно $K=2^{2^n}-1$. Количество подмножеств, на которые разбивается множество внутренних состояний CST-автомата с усеченной порождающей матрицей, равно $2^n\text{-}u$. В связи с этим, при формальном описании таких автоматов необходимо использовать выражения, аналогичные приводимым выше, однако, диапазоны изменения индексов требуется заменить с $1\ldots2^n$ на $1\ldots2^n\text{-}u$.

Далее рассматриваются примеры усечения порождающей матрицы.

Пример: C-автомат. Порождающая матрица C-автомата есть усечение матрицы CST-автомата с двумя выходами (отброшены 1-й, 2-й и 4-й столбцы):

$$C^2_{CST}=\begin{Vmatrix}0&1&0&1\\0&1&1&0\end{Vmatrix}\Rightarrow C^2_C=\begin{Vmatrix}0\\1\end{Vmatrix}.$$

Пример: скалярные автоматы Мили и Мура. Порождающая матрица этих автоматов есть усечение матрицы CT-автомата (отброшен 2-й и 1-й столбец, соответственно):

$$C_{CT}=\begin{Vmatrix}0&1\end{Vmatrix}\Rightarrow C_{Мили}=\begin{Vmatrix}0\end{Vmatrix},\ C_{Мура}=\begin{Vmatrix}1\end{Vmatrix}.$$

Далее рассматриваются примеры описания поведения автомата по его порождающей матрице и формирования порождающей матрицы по словесному описанию поведения автомата.

Пример. Порождающая матрица CST-автомата с двумя выходами имеет вид:

$$C^2_{CST}=\begin{Vmatrix}0&1&0&1\\0&1&1&0\end{Vmatrix}.$$

Интерпретация 1-го столбца: если автомат имеет текущее состояние, которое входит в первое подмножество из тех, на которые разбито множество внутренних состояний, то оба выхода автомата имеют тип Мили. Интерпретация 2-го столбца: находясь во втором подмножестве, автомат имеет оба выхода типа Мура. Интерпретация 3-го столбца: находясь в третьем подмножестве, первый выход автомата имеет тип Мили, а второй – Мура. Интерпретация 4-го столбца: находясь в четвертом подмножестве, первый выход автомата имеет тип Мура, а второй – Мили.

Пример. Необходимо определить векторный CST-автомат с двумя входами и тремя выходами (m = 2, n = 3), который на различных этапах функционирования может вести себя: как векторный автомат Мили; как векторный автомат Мура, по первому выходу как Мили, а по остальным – как Мура; по первому и второму выходам как Мили, а по третьему – как Мура; по первому и третьему как Мили, а по второму – как Мура.

Полный CST-автомат с данными параметрами имеет матрицу с $2^n=8$ столбцами, каждый из которых описывает поведение автомата на различных этапах. В данном примере частный CST-автомат имеет пять характерных режимов функционирования, т.е. количество столбцов его порождающей матрице составляет $2^n\text{-}u = 5$. Исходя из этого, автомат имеет вид:

$$S^3_{CST}=\langle A, C, X, Y, \delta, \Lambda\rangle.$$

Множество внутренних состояний разбито на пять подмножеств ($2^n\text{-}u = 5$) $A=\bigcup_{i=1}^{5}A_i$;

Матрица имеет вид:

$$C^3_{CST}=\begin{Vmatrix}0&1&0&0&0\\0&1&1&0&1\\0&1&1&1&0\end{Vmatrix};$$

$X=\{X_1,X_2\}$, $X_1=\{x_1^1,x_2^1,x_3^1,\ldots\}$, $X_2=\{x_1^2,x_2^2,x_3^2,\ldots\}$– входные алфавиты двух входов; $Y=\{Y_1,Y_2,Y_3\}$, $Y_1=\{y_1^1,y_2^1,y_3^1,\ldots\}$, $Y_2=\{y_1^2,y_2^2,y_3^2,\ldots\}$, $Y_2=\{y_1^3,\ y_2^3,y_3^3,\ldots\}$ – выходные алфавиты двух выходов; $\delta: D_\delta \to A$ функция переходов, где $D_\delta \subseteq A \times D_X$; $\Lambda = \{\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3\}$ – множество функций выходов, таких что

$$\lambda_1 = \begin{cases} \lambda_1^1, \text{ при } a(t) \in \bigcup_{j=1}^{5} G^0_{C[1]}(j) = A_1 \cup A_3 \cup A_4 \cup A_5, \\ \lambda_1^2, \text{ при } a(t) \in \bigcup_{j=1}^{5} G^1_{C[1]}(j) = A_2, \end{cases}$$

$$\lambda_2 = \begin{cases} \lambda_2^1, \text{ при } a(t) \in \bigcup_{j=1}^{5} G^0_{C[2]}(j) = A_1 \cup A_4, \\ \lambda_2^2, \text{ при } a(t) \in \bigcup_{j=1}^{5} G^1_{C[2]}(j) = A_2 \cup A_3 \cup A_5, \end{cases}$$

$$\lambda_3 = \begin{cases} \lambda_3^1, \text{ при } a(t) \in \bigcup_{j=1}^{5} G^0_{C[3]}(j) = A_1 \cup A_5, \\ \lambda_3^2, \text{ при } a(t) \in \bigcup_{j=1}^{5} G^1_{C[3]}(j) = A_2 \cup A_3 \cup A_4, \end{cases}$$

$$\lambda_1^1 : (A_1 \cup A_3 \cup A_4 \cup A_5) \times D_X \supseteq D^1_{\lambda 1} \to Y_1;$$

$$\lambda_1^2 : A_2 \supseteq D^2_{\lambda 1} \to Y_1;$$

$$\lambda_2^1 : (A_1 \cup A_4) \times D_X \supseteq D^1_{\lambda 2} \to Y_2;$$

$$\lambda_2^2 : (A_2 \cup A_3 \cup A_5) \supseteq D^2_{\lambda 2} \to Y_2;$$

$$\lambda_3^1 : (A_1 \cup A_5) \times D_X \supseteq D^1_{\lambda 3} \to Y_3;$$

$$\lambda_3^2 : (A_2 \cup A_3 \cup A_4) \supseteq D^2_{\lambda 3} \to Y_3.$$

2. Метод синтеза CST-автоматов с n-компонентным выходом

Для представления микропрограммного CST-автомата, будет использоваться структурная таблица, подобная таблицам, применяемым для представления микропрограммных автоматов. В этой таблице количество строк равно числу переходов в автомате. Ее отличие от традиционных таблиц состоит в том, что в ней одновременно содержатся значения двух типов выходов: типа Мили и типа Мура.

Вводятся следующие обозначения. Y_t – множество сигналов, имеющих место на выходе автомата в момент времени t. Y_t' и Y_t'' – множество выходных сигналов CST-автомата в данный момент времени, имеющих место на выходах типа Мура и Мили, соответственно. Для данных множеств справедливы следующие соотношения: $Y_t = Y_t' \cup Y_t''$, $Y_t' \cap Y_t'' = \varnothing$. $\tilde{Y}_t' \subseteq Y_t'$ и $\tilde{Y}_t'' \subseteq Y_t''$ – множество выходных сигналов на выходах типа Мура и Мили, соответственно, в данный момент времени равных логической единице. Справедливо соотношение $\tilde{Y}_t' \cap \tilde{Y}_t'' = \varnothing$.

При задании МПА в виде графа или таблицы обычно показывают только множество выходных сигналов, равных в данный момент времени единице. В дальнейшем будем считать, что к множеству Y_t' относятся сигналы $\tilde{Y}_t'$ и сигналы, не входящие в множество $\tilde{Y}_t''$. К множеству Y_t'' относятся все прочие сигналы из множества Y_t. Таким образом: $Y_t' = \tilde{Y}_t' \cup \overline{\tilde{Y}_t''}$, $Y_t'' = Y / Y_t'$.

Структурная таблица заполняется следующим образом. Если микропрограммный CST-автомат, находясь в состоянии a_i, выдает на свой векторный выход множество выходных сигналов $\tilde{Y}_t'$, то в первом столбце помещается состояние a_i, а в третьем множество $\tilde{Y}_t'$. Если микропрограммный CST-автомат имеет переход из состояния a_i в состояние a_j, под действием множества входных сигналов X с выдачей множества выходных сигналов $\tilde{Y}_t''$, то в первом столбце помещается текущее состояние a_i, в четвертом столбце – состояние a_j, в шестом – элементы множества X, в третьем и седьмом – множество $\tilde{Y}_t''$. Во втором столбце для каждого состояния записываются уникальные двоичные коды, имеющие минимальную длину. Четвертый столбец заполняется в соответствии со вторым столбцом для состояний перехода. В восьмом столбце перечисляются функции возбуждения триггеров регистра состояния автомата, равные на соответствующих переходах единице. Значения этих функций определяются по кодам a_i, a_j и таблице переходов триггера. Сложность системы функций возбуждения существенно зависит от выбранного варианта кодирования внутренних состояний. Поскольку функция перехода CST-автомата аналогична функциям перехода автоматов Мили и Мура, то для кодирования его состояний можно использовать методы минимизации суммарного числа изменений элементов памяти на всех переходах [6, 7].

В [5] показано, что первые два этапа метода структурного синтеза (кодирование абстрактных алфавитов и выбор элементов памяти) векторного CST-автомата совпадают с аналогичными этапами канонического метода структурного синтеза. Определение порядка выполнения остальных этапов метода, составляет решение данной задачи.

Построение системы булевых функций возбуждения элементов памяти по структурной таблице выполняется следующим образом. Выражение для каждой функции возбуждения имеет вид:

$$F_r = K_1 \vee K_2 \vee \ldots \vee K_p,$$

где K_q – конъюнкция вида $a_i x_j$, в которой a_i – исходное состояние, соответствующее функции F_r, x_j – условие перехода (входной сигнал).

Построение системы булевых функций выходов автомата. Выражение для каждой функции выходного сигнала имеет вид:

$$y_h = A_1 \vee A_2 \vee \ldots \vee A_g \vee N_1 \vee N_2 \vee \ldots \vee N_s,$$

где A_q – исходное состояние a_i, которому соответствует выходной сигнал $y_h \in \tilde{Y}'$; N_q, $q = 1,\ldots, s$ конъюнкция вида $a_i x_j$, в которой a_i – исходное состояние, соответствующее сигналу $y_h \in \tilde{Y}''$, x_j – условие перехода из этого состояния.

Заключение

Традиционно используемые при синтезе ЦУУ модели Мили и Мура не позволяют описывать поведение ЦУУ с учетом необходимой динамики его реакции. Использование искусственных приемов, позволяющих добиться необходимой динамики, приводит к усложнению ЦУУ и снижению производительности системы «ЦУУ – объект управления». Для устранения указанного недостатка в данной работе предложена модель – микропрограммный композиционный CST-автомат с произвольным количеством выходов. Данная модель позволяет описывать поведение ЦУУ с учетом динамики его реакции за счет композиции свойств автоматов Мили и Мура во времени и пространстве выходов. Предложен метод синтеза ЦУУ, основанный на использовании указанной модели. Практический эффект использования данного метода состоит в уменьшении аппаратной сложности ЦУУ и улучшении его временных характеристик.

Литература

1. Mealy G.H. Method for synthesizing sequential circuits / G.H. Mealy // Bell System Techn. J. – 1955. – Vol. 34. – P. 1045-1079.

2. Moore E.F. Gedanken-Experiments on sequential machines / E.F. Moore // Automata Studies. – 1956. – Vol. 31. – P. 129-153.

3. Baranov S. Logic synthesis for control automat / S. Baranov – Boston: KAP, 1994. – 344 p.

4. Майоров С.А. Структура электронных вычислительных машин / С.А. Майоров, Г.И. Новиков – Л.: Машиностроение, 1979. – 384 с.

5. Полин Е.Л. Абстрактные композиционные автоматы / Е.Л. Полин, К.В. Защелкин // Труды Одесского политехнического университета. – Одесса, 2006. – Вып. 1 (25). – С. 88-94.

6. Du X., Hachtel G., Lin B. MUSE: a multileveled symbolic encoding algorithm for state assignment // IEEE Transaction on CAD. – 1999. – Vol. 10. – P. 28-38

7. Защелкин К.В. Повышение эффективности квадратичного кодирования состояний цифрового автомата / К.В. Защелкин // Холодильная техника и технология. – Одесса. – 2007. – Вып. 2(106). – С. 86-93.

Поступила в редакцию 1.02.2009

Рецензент: д-р техн. наук, проф., проф. кафедры компьютерных интеллектуальных систем и сетей А.В. Дрозд, Одесский национальный политехнический университет, Одесса, Украина.

ВЕКТОРНІ КОМПОЗИЦІЙНІ АВТОМАТИ ТА МЕТОД ЇХ СТРУКТУРНОГО СИНТЕЗУ

Є.Л. Полін, К.В. Защолкін

У статті пропонується математична модель цифрового керуючого пристрою – мікропрограмний композиційний автомат з довільною кількістю виходів та метод структурного синтезу, заснована на використанні цієї моделі. Використання запропонованої моделі й методу в процесі синтезу цифрових керуючих пристроїв дозволяє: описувати зміну режиму поведінки пристрою в часі та у просторі його виходів, відмовитися від явного рознесення перевірок станів входів і формування станів виходів для боротьби з некоректним функціонуванням системи “пристрій керування – об’єкт керування”.

Ключові слова: цифровий пристрій керування, мікропрограмний автомат, структурний синтез, об'єкт керування.

VECTOR COMPOSITE AUTOMATONS AND METHOD OF THEIR STRUCTURAL SYNTHESIS

E.L. Polin, K.V. Zashchelkin

In article the mathematical model of the digital control device – the microprogramming composite automaton with any quantity of outputs and the method of structural synthesis based on usage of this model is offered. Usage of the offered model and a method in the process of synthesis of digital control devices allows: to describe mode change behavior devices in time and in space of its outputs, to refuse obvious diversity check of states of inputs and framing of states of outputs for struggle against incorrect functioning systems “control device – the control object”.

Key words: digital control device, microprogramming automaton, structural synthesis, control object.

Полин Евгений Леонидович – канд. техн. наук, доцент, доцент кафедры компьютерных интеллектуальных систем и сетей Одесского национального политехнического университета, Одесса, Украина, e-mail: polin@mail.ru.

Защелкин Константин Вячеславович – канд. техн. наук, старший преподаватель кафедры компьютерных интеллектуальных систем и сетей Одесского национального политехнического университета, Одесса, Украина, e-mail: const-z@te.net.ua.