

**Л.В. ДЕРБУНОВИЧ**, д-р техн. наук, НТУ «ХПИ» (г. Харьков),  
**М.А. БЕРЕЖНАЯ**, канд. техн. наук, ХНУРЭ (г. Харьков),  
**М.Г. РЫЖИКОВА**, ассистент, ХНУРЭ (г. Харьков),  
**Я.Ю. КОРОЛЕВА**, ассистент, ХНУРЭ (г. Харьков)

### **СИНТЕЗ ДИСКРЕТНЫХ УСТРОЙСТВ МЕТОДОМ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОЙ ДЕКОМПОЗИЦИИ АВТОМАТНЫХ МОДЕЛЕЙ**

Finite state machines are widely used to model systems in diverse areas. Often, the modeling machines can be decomposed into smaller component machines and this decomposition can facilitate the system design, implementation and analysis. In this paper, principles of serial (cascade) decomposition that is based on the closed partition of the internal states of the composite of the digital circuits by using properties of serial decomposition of machines.

Приводиться метод синтезу дискретних пристроїв, якій ґрунтується на застосуванні послідовної декомпозиції автоматних моделей пристроїв. Обґрунтовані необхідні та достатні умови, що забезпечують реалізацію послідовної декомпозиції складного автомата. Показана перевага приведеного методу синтезу перед відомими методами проектування цифрових пристроїв.

**Введение.** Детерминированные конечные автоматы широко используются в качестве моделей систем различной природы, таких как дискретные устройства (ДУ) с элементами памяти, микропрограммные устройства управления, арифметические модули, программы лексического и синтаксического анализа, коммутационных протоколов и др. [1,2,3]. Однако, в большинстве случаев для описания реальных систем автоматные модели можно использовать лишь при условии значительного ограничения числа состояний, т.е. при условии разбиения или декомпозиции сложной системы на компоненты меньших размерностей. В [4] предложена элегантная алгебраическая теория понижения размерности функций возбуждений автоматных моделей, позволяющая осуществить последовательную и параллельную декомпозицию исходного автомата на автоматы с меньшим числом состояний. Декомпозиция и иерархическое описание (ДУ), основанное на использовании автоматных моделей, языков *VHDL*, *Verilog*, или *Statecharts*, позволяют эффективно решать проблемы проектирования, анализа и верификации сложных цифровых систем, микроконтроллерных устройств управления [5]. В [6] предложен метод обнаружения и исправления ошибок в коммуникационных протоколах, основанный на декомпозиции автоматных моделей. Однако применение декомпозиционных методов связано с необходимостью решения ряда

задач. Например, для заданного конечного автомата необходимо определить – допускает ли он декомпозицию? А если допускает, то какова структура или тип декомпозиции и удовлетворяют ли компонентные автоматы требованиям размерности и эффективной структурно-логической реализации? В [7] с единых позиций теории графов рассмотрены методы логического проектирования и синтеза автоматов на абстрактном и структурном уровнях. Предложены алгоритмы декомпозиции и направленного поиска решений, основанные на эвристических приемах и алгебраических операциях умножения, суммирования, супперпозиции и композиции графов, которые не дают минимальных вариантов реализаций последовательностных схем, но позволяют получить достаточно близкое приближение к ним. Предложенные в [7] методы декомпозиции автоматов на абстрактном и структурном уровне основаны на разложении графовых моделей автоматов по соответствующим алгебраическим операциям. Анализ примеров структурного синтеза автоматов декомпозиционными методами, предложенные автором, показывают, что имеет место тривиальная декомпозиция сложного автомата на одновременно функционирующие простые или стандартные автоматы с двумя состояниями и нахождению упрощенных выражений их функций возбуждения. В [1,2,4,7] показано, что возможность декомпозиции автомата выявляется путем анализа свойств функций переходов автоматных моделей. Средством этого анализа является алгебра разбиений состояний автомата.

Полностью определенный детерминированный конечный автомат допускает декомпозицию на составляющие его автоматы, если существует замкнутая решетка разбиений его состояний или решетка разбиений состояний со свойствами подстановки. Все замкнутые разбиения состояний автомата образуют замкнутую решетку разбиений, по которой определяется тип декомпозиции и структура составляющих автоматов. Однако, большинство работ по декомпозиционным методам синтеза и логического проектирования ДУ является развитие алгебраической концепции и теории декомпозиции автоматов. Практически не исследованы алгоритмические аспекты этой теории, алгоритмическая и вычислительная сложность построения замкнутой решетки разбиения состояний автомата и его реализации декомпозиционным методом. Поэтому разработка эффективных алгоритмов декомпозиционных методов синтеза ДУ является актуальной проблемой.

**Основные определения и понятия.** Автоматы, рассматриваемые в данной работе являются детерминированными, сильносвязными, полностью определенными моделями синхронных ДУ с конечным

числом состояний внутренней памяти. Автоматная модель Мили определяется пятеркой  $A = (X, Z, Y, \sigma, \lambda)$ , где  $X = \{x_1, x_2, \dots, x_m\}$  – алфавит входных символов,  $Z = \{z_1, z_2, \dots, z_n\}$  – конечное множество состояний,  $Y = \{y_1, y_2, \dots, y_r\}$  – алфавит выходных символов,  $\delta(z, x)$  – функции переходов автомата, которая определяется как отображение  $\delta : (Z \times X) \rightarrow Z$ ;  $\lambda(z, x)$  – функции выходов автомата, как отображение  $\lambda : (Z \times X) \rightarrow Y$ . Автомат задается либо таблицей переходов-выходов (ТПВ), либо автоматной диаграммой, представляющей собой ориентированный граф, вершины которого соответствуют состояниям автомата, а дуги – переходам состояний. Каждая дуга отмечается входным и выходным символами, которые связаны с соответствующим переходом состояний.

*Определение 1.* Разбиением  $\pi$  множества  $Z$  состояний автомата называют множество различных подмножеств  $\{B_1, B_2, \dots, B_p\}$  множества состояний  $Z$  таких, что объединение всех подмножеств  $B_i$  равно  $Z$ , а их

попарные пересечения – пустые множества, т.е.  $\bigcup_{i=1}^p B_i = Z$ ,  $B_i \cap B_j = \emptyset$ ,

для  $i \neq j$ . Элементы  $B_i$  называют блоками разбиения  $\pi$ . Если два состояния  $z_a$  и  $z_b$  принадлежат одному блоку разбиения  $\pi$ , то они называют  $\pi$ -эквивалентными, что обозначается  $z_a \equiv z_b(\pi)$ .

*Определение 2.* Разбиение  $\pi$  состояний автомата называют замкнутым, если для каждого входного символа  $x_i \in X$  каждый блок разбиения  $\pi$  отображается либо в себя, либо в другой блок разбиения  $\pi$ , т.е.  $\delta(z_a, x_i) \equiv \delta(z_b, x_i)(\pi)$  для всех  $x_i \in X$  и  $z_a \equiv z_b(\pi)$ . Замкнутые разбиения в [2,4] называют разбиениями со свойствами подстановки.

Разбиение  $\pi_\alpha$  больше или равно разбиению  $\pi_\beta$  и обозначается  $\pi_\alpha \geq \pi_\beta$ , если каждый блок  $\pi_\beta$  включен в блок  $\pi_\alpha$ .

*Пример 1.* Пусть на множестве  $Z = \{z_1, z_2, \dots, z_6\}$  задано два разбиения  $\pi_\alpha = \{\overline{z_1 z_2 z_5}, \overline{z_3 z_4 z_6}\}$  и  $\pi_\beta = \{z_1 z_5, z_2, z_3 z_4 z_6\}$ . Тогда разбиение  $\pi_\alpha$  и  $\pi_\beta$  можно упорядочить в виде  $\pi_\alpha \geq \pi_\beta$ .

Очевидно, что отношение  $\geq$  является отношением частичного порядка, так как оно имеет свойства рефлексивности, антисимметричности и транзитивности.

В соответствии с определением частичного порядка разбиений наи-

меньшим разбиением является нулевое разбиение  $\pi(0) = \{\overline{z_1}, \overline{z_2}, \overline{z_3 z_4}, \overline{z_5}, \overline{z_6}\}$ , в котором каждый блок включает только один элемент множества  $Z$ , а наибольшим разбиением является единичное разбиение  $\pi(1) = \{\overline{z_1}, \overline{z_2}, \dots, \overline{z_6}\}$ , содержащее в одном блоке все элементы множества  $Z$ .

**Определение 3.** Если  $\pi_1$  и  $\pi_2$  – разбиения множества  $Z$ , то произведение разбиений  $\pi_p = \pi_1 \cdot \pi_2$ , полученное в результате пересечения каждого блока из  $\pi_1$  с каждым блоком из  $\pi_2$  образует разбиение  $\pi_p$ , которое является наибольшей нижней границей (НБНГ) разбиений  $\pi_1$  и  $\pi_2$ .

**Пример 2.** Пусть на множестве  $Z = \{z_1, z_2, \dots, z_6\}$  задано два разбиения  $\pi_1 = \{\overline{z_1 z_4}, \overline{z_2 z_6}, \overline{z_3 z_5}\}$  и  $\pi_2 = \{\overline{z_1 z_3 z_5}, \overline{z_2 z_4}, \overline{z_6}\}$ .

Тогда в соответствии с Определением 2 НБНГ пары разбиений  $\pi_1$  и  $\pi_2$  множества  $Z$  является разбиение  $\pi_p = \pi_1 \cdot \pi_2 = \{\overline{z_1}, \overline{z_2}, \overline{z_3 z_5}, \overline{z_4}, \overline{z_6}\}$ .

**Определение 4.** Если  $\pi_1$  и  $\pi_2$  разбиения множества  $Z$ , то суммой разбиений  $\pi_s = \pi_1 + \pi_2$  является разбиение, полученное в результате объединения тех блоков  $\pi_1$  и  $\pi_2$ , которые имеют по меньшей мере один общий элемент и выполняется неравенство  $\pi_s \geq \pi_1$ ,  $\pi_s \geq \pi_2$ . Разбиение  $\pi_s$  является наименьшей верхней границей (НМВГ) разбиений  $\pi_1$  и  $\pi_2$ .

Для разбиений  $\pi_1$  и  $\pi_2$  блоки с общими элементами объединяются в виде:

$$\begin{aligned} & \{\overline{z_1 z_4} \cup \overline{z_1 z_3 z_5} \cup \overline{z_2 z_4}\} \cup \{\overline{z_2 z_6} \cup \overline{z_2 z_4} \cup \overline{z_6}\} \cup \{\overline{z_3 z_5} \cup \overline{z_1 z_3 z_5}\} = \\ & = \{\overline{z_1 z_2 z_3 z_4 z_5}\} \cup \{\overline{z_2 z_4 z_6}\} = \{\overline{z_1 z_2 z_3 z_4 z_5 z_6}\} \end{aligned}$$

Таким образом,  $\pi_s = \pi_1 + \pi_2 = \pi(1)$

**Последовательная декомпозиция автоматов.** На основе введенных выше определений, понятий и свойств замкнутых разбиений множества состояний автоматов определим структуру и свойства последовательной композиции двух конечных автоматов Мили.

**Определение 5.** Последовательной композицией двух автоматов  $A_1 = (X_1, Z_1, Y_1, \sigma_1, \lambda_1)$ , у которого  $Z_1 = Y_1$  и  $\lambda(z_i) = z_j$ , и автомата  $A_2 = (X_2, Z_2, Y_2, \sigma_2, \lambda_2)$  есть автомат  $A = (X, Z, Y, \sigma, \lambda)$ , у которого  $X = X_1$ ;  $Z = Z_1 \times Z_2 = \{z / z = (z_1, z_2), z_1 \in Z_1, z_2 \in Z_2\}$ ;  $Y \in Y_2$ ;  $\delta(z, x_i) =$

$$= (\delta_1(z_1, x_i), \delta_2[z_2, (z_1, x_i)]), \quad \text{где } z = (z_1, z_2), \quad x_i \in X, \\ \lambda(z, x_i) = \lambda_2[z_2(z_1, x_i)].$$

В соответствии с Определением 5 структура последовательной декомпозиции автомата  $A$  (рис.1, а) представляется последовательным соединением двух автоматов  $A_1$  и  $A_2$  (рис. 1, б). Информация о внутренних состояниях автомата  $A_1$  поступает на вход автомата  $A_2$ . Первый автомат (ПА)  $A_1$  называют ведущим автоматом, второй (ВА)  $A_2$  – ведомым.

Декомпозиция автомата  $A$  является, нетривиальной, если составляющие его автоматы  $A_1$  и  $A_2$  имеют меньшее число состояний, чем автомат  $A$ .

**Теорема 1.** Конечный автомат Мили  $A = (X, Z, Y, \delta, \lambda)$  допускает нетривиальную последовательную декомпозицию тогда и только тогда, когда существует нетривиальное замкнутое разбиение множества  $Z$  состояний автомата  $A$ .

*Доказательство.*

**Необходимость.** Предположим, что автомат  $A$  представлен последовательной композицией двух автоматов  $A_1 = (X_1, Z_1, Y_1, \delta_1, \lambda_1)$  и  $A_2 = (X_2, Z_2, Y_2, \delta_2, \lambda_2)$ . Тогда,  $Y_1 = X_2$  и существует биективное отображение  $\alpha : Z \rightarrow Z_1 \times Z_2$ . Отображение  $\alpha$  индуцирует  $\pi$ -разбиение множества состояний  $Z$  в виде:  $a = b(\pi)$ , если  $a = b(\pi)$ ; где  $a, b \in Z$ ;  $a_1, b_1 \in Z_1$ ,  $\alpha(a) = (a_1, a_2)$  и  $\alpha(b) = (b_1, b_2)$ .

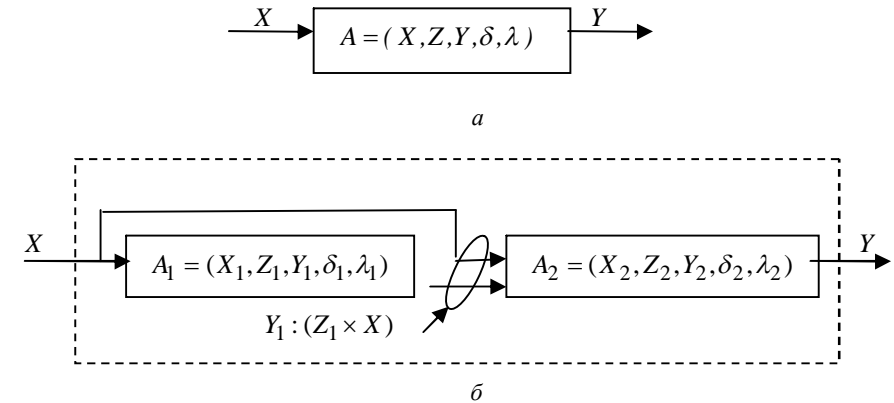


Рис. 1. Обобщенная структурная схема последовательной декомпозиции автомата  $A$

Из Определения 5 последовательной композиции двух автоматов  $A_1$  и  $A_2$  следует, что

$$\alpha(\delta(a, x)) = (\delta_1(a_1, x), \delta_2(\lambda_1(a_1, x), a_2))$$

$$\alpha(\delta(b, x)) = (\delta_1(b_1, x), \delta_2(\lambda_1(b_1, x), b_2)).$$

Если  $a = b(\pi)$ , то  $a_1 = b_1$ , и следовательно,  $\delta_1(a_1, x) = \delta_1(b_1, x)$ . Это означает, что  $\delta(a, x) = \delta(b, x)(\pi)$  и разбиение  $\pi$  множества является замкнутым в соответствии с определением 2.

*Достаточность.* Предположим, что существует замкнутое нетривиальное  $\pi$ -разбиение множества состояний  $Z$ . Пусть  $\pi$  имеет  $k$  блоков, а максимальный блок состоит из  $m$  элементов. Так как  $\pi$  – нетривиальное разбиение, то  $k < n$  и  $m < n$ , где  $n$  – число состояний  $Z$ . Пусть  $\tau$  – разбиение множества  $Z$ , состоящее из  $m$  блоков, которое не обязательно является замкнутым и вместе с разбиением  $\pi$  удовлетворяет условию  $\pi \cdot \tau = Z$ . Построим разбиение  $\tau$ : отметим состояния каждого блока разбиения  $\pi$  индексами – метками  $1, 2, \dots, r_i$  ( $r_i \leq m$ ) и разместим в каждом блоке разбиения  $\tau$  состояния с одинаковыми индексными метками из различных блоков разбиения  $\pi$ . Блоки разбиений  $\pi$  и  $\tau$  идентифицируют состояния автоматов  $A_1$  и  $A_2$ , соответственно. Так как  $\pi \cdot \tau = Z$ , то множество состояний автоматов  $A_1$  и  $A_2$  биективно отображается на множество состояний автомата  $A$ , а функции возбуждения и выходов автоматов  $A_1$  и  $A_2$  соответствуют определению 5 и отображению  $\alpha: Z \rightarrow Z_1 \times Z_2$ .

В соответствии с теоремой 1 последовательная декомпозиция автомата  $A$  на два автомата  $A_1$  и  $A_2$  с меньшим числом состояний иллюстрируется структурной схемой на рис. 2.

*Пример 3.* Методом последовательной декомпозиции синтезировать схему, модель которой представлена конечным автоматом Мили  $A = (X, Z, Y, \delta, \lambda)$  (табл. 1).

Автомат  $A$  имеет замкнутое разбиение состояний  $\pi = \{z_1, z_6; z_2, z_5; z_3, z_4\}$ . Тогда в соответствии с теоремой 1 выбираем разбиение состояний  $\tau = \{z_1, z_2, z_3; z_4, z_5, z_6\}$ , которое обеспечивает выполнение условия  $\pi \cdot \tau = \pi(0)$ .

Воспользуемся обозначениями приведенными на рис. 2, построим таблицу переходов двух автоматов  $A_1$  и  $A_2$ , образующих последовательную декомпозицию автомата  $A$  (табл. 2 и табл. 3).

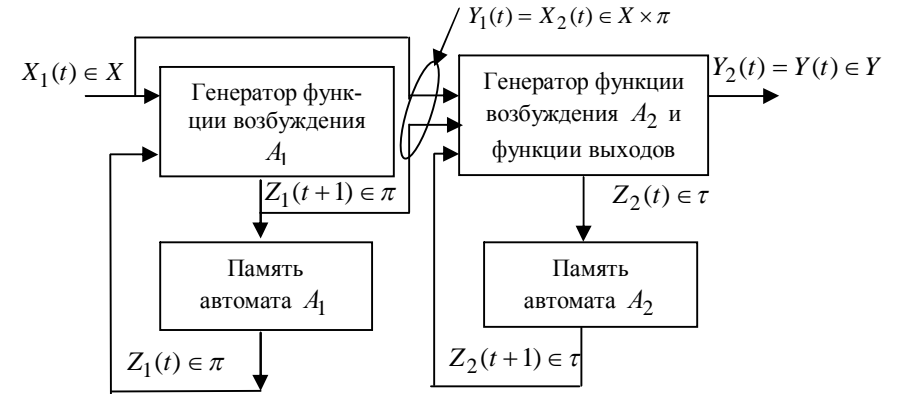


Рис.2 Структурная схема последовательной декомпозиции автомата  $A$

Функции переходов автоматов  $A_1$  и  $A_2$  соответствуют ТПВ автомата  $A$  (табл. 1), например:  $\delta(\overline{(z_1, z_6)}, x_0) = \overline{(z_3, z_4)}$ ,  $\delta(\overline{(z_1, z_2, z_3)}, x_0) = \overline{(z_4, z_5, z_6)} = b_2$  и т.д.

Таблица 1 – ТПВ автомата  $A$

$z(t) \backslash X$	$z(t+1), \lambda(t)$	
	$x_0=0$	$x_1=1$
$z_1$	$z_4, 0$	$z_3, 0$
$z_2$	$z_6, 0$	$z_3, 0$
$z_3$	$z_5, 0$	$z_2, 1$
$z_4$	$z_2, 0$	$z_5, 0$
$z_5$	$z_1, 0$	$z_4, 0$
$z_6$	$z_3, 0$	$z_4, 1$

Таблица 2 – Таблица переходов автомата  $A_1$

$z(t) \backslash X$	$Z_1(t+1)$	
	$x_0=0$	$x_1=1$
$a_1(z_1, z_6)$	$a_3$	$a_3$
$a_2(z_2, z_5)$	$a_1$	$a_3$
$a_3(z_3, z_4)$	$a_2$	$a_2$

Таблица 3 – Таблица переходов автомата  $A_2$

$z(t) \backslash X$	$Z_1(t+1)$	
	$x_0=0$	$x_1=1$
$b_1(z_1, z_2, z_3)$	$b_2$	$b_1$
$b_2(z_4, z_5, z_6)$	$b_1$	$b_2$

В соответствии с определением 5 и структурной схемой рис. 2 множество входных символов автомата  $A_2$  образуется декартовым произведением  $X_2 = X \times \pi = \{x_0, x_1\} \cdot \{a_1, a_2, a_3\} = \{(x_0, a_1), (x_0, a_2), (x_0, a_3), (x_1, a_1), (x_1, a_2), (x_1, a_3)\}$ .

С учетом этого ТПВ автомата  $A_2$  имеет 6 столбцов, а декартово произведение двух разбиений  $(\pi \times \tau) = \{a_1, a_2, a_3\} \times \{b_1, b_2\}$ , определяет значения функций переходов и выходов автомата  $A_2$  в виде  $(a_1 \times b_1) = \{(z_1, z_6) \cap (z_1, z_2, z_3)\} = z_1$ . Из табл. 1 определяем:  $\delta(z_1, x_0) =$

$= z_4 \in b_2 \quad \lambda(z_1, x_0) = y_0 = 0$ . Для  $(a_1 \times b_2) = \{(z_1, z_6) \cap (z_4, z_5, z_6)\} = z_6$ ,  $\delta(z_6, x_0) = z_3 \in b_i$ ,  $\lambda(z_6, x_0) = y_1 = 1$ . Выполнив аналогичные операции для всех столбцов, получим ТПВ автомата  $A_2$  (табл. 4).

Таблица 4 – ТПВ автомата  $A_2$

$Z_2(t) \backslash X$	$Z_2(t+1), \lambda(t) = y_2(t)$					
	$x_0, a_1$	$x_0, a_2$	$x_0, a_3$	$x_1, a_1$	$x_1, a_2$	$x_1, a_3$
$b_1$	$b_2, y_0$	$b_2, y_0$	$b_2, y_0$	$b_1, y_0$	$b_1, y_1$	$b_1, y_1$
$b_2$	$b_1, y_1$	$b_1, y_1$	$b_1, y_0$	$b_2, y_1$	$b_2, y_0$	$b_2, y_0$

На следующем шаге синтеза схемы необходимо выполнить операцию кодирования таблиц переходов и выходов автоматов  $A_1$  и  $A_2$ . Кодированные таблицы переходов автоматов  $A_1$  и  $A_2$  представлены табл. 5, 6.

Таблица 5 – Кодированная таблица переходов автомата  $A_1$

$(Q_1, Q_2) (t) \backslash X$	$(Q_1, Q_2) (t+1)$	
	$x_0=0$	$x_1=1$
$a_1:00$	10	10
$a_2:01$	00	10
$a_3:00$	01	01

Таблица 6 – Кодированная таблица переходов автомата  $A_2$

$Q_3(t) \backslash X$	$Q_3(t+1)$	
	$x_0=0$	$x_1=1$
$b_1:0$	1	0
$b_2:1$	0	1

Кодированная ТПВ автомата  $A_2$ , которая отображает табл. 4 в соответствии с кодами состояний автоматов  $A_1$  и  $A_2$  и кодами входных и выходных символов представлена табл. 7.

Таблица 7 – Кодированная ТПВ автомата  $A_2$

$Z_2(t) \backslash X$	$Z_2(t+1), \lambda(t) = y_2(t)$					
	0,00	0,01	0,10	1,00	1,01	1,10
$b_1$	1,0	1,0	1,0	0,0	0,0	0,1
$b_2$	0,1	0,1	0,0	1,1	1,0	1,0

Из табл. 7 находим МДНФ функции выходов автомата  $A$  в виде:

$$y(t) = xQ_1\bar{Q}_3 + \bar{Q}_1\bar{Q}_2Q_3 + x\bar{Q}_1Q_3 = xQ_1\bar{Q}_3 + \bar{Q}_1Q_3 \cdot (x + \bar{Q}_2) \quad (1)$$

Если в качестве элементов памяти схемы использовать  $D$  – триггеры, то из табл. 5 и 6 функции возбуждения триггеров определяются в виде:

$$\begin{aligned} Q_1(t+1) &= D_1 = \bar{Q}_1\bar{Q}_2 + \bar{Q}_1x = \bar{Q}_1(x + \bar{Q}_2); \\ Q_2(t+1) &= D_2 = Q_1; \\ Q_3(t+1) &= D_3 = x\bar{Q}_3 + xQ_3 = x \oplus \bar{Q}_3. \end{aligned} \quad (2)$$

Минимальная схемная реализация автомата  $A$  методом последовательной декомпозиции в соответствии с уравнением (1) и (2)

представлена на рис. 3.

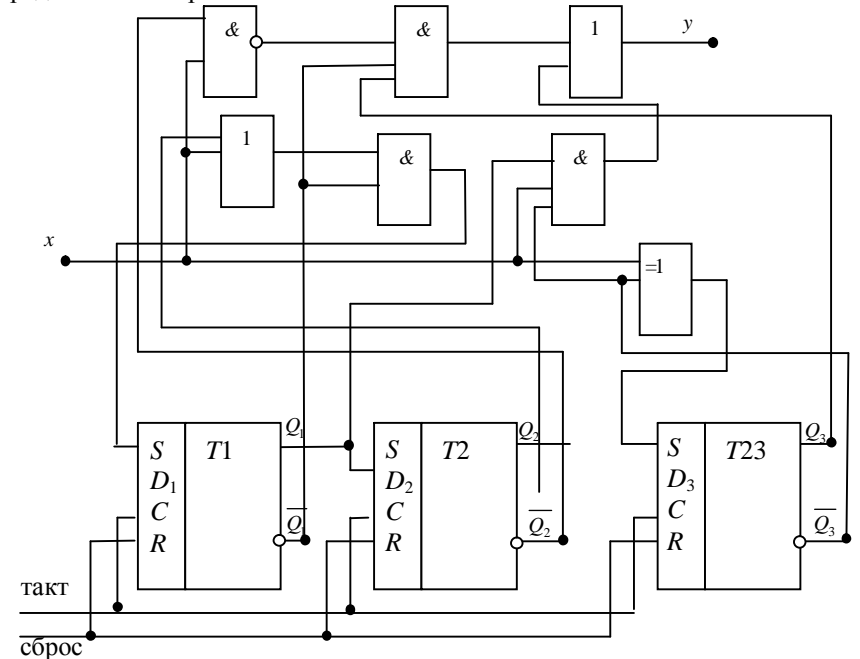


Рис. 3. Схемная реализация автомата  $A$  методом последовательной декомпозиции

Схемная реализация автомата  $A$  каноническим методом структурного синтеза для принятых кодов состояний:  $z_1:000$ ,  $z_2:001$ ,  $z_3:010$ ,  $z_4:011$ ,  $z_5:100$ ,  $z_6:110$  позволяет получить из кодированной ТПВ автомата  $A$  (табл. 1) функции возбуждения  $D$  – триггеров и функцию выходов автомата в виде:

$$\begin{aligned} Q_1(t+1) &= D_1 = x(\bar{Q}_2Q_3 + \bar{Q}_1Q_2\bar{Q}_3) + xQ_2Q_3; \\ Q_2(t+1) &= D_2 = xQ_1 + (Q_1 \oplus \bar{Q}_2); \\ Q_3(t+1) &= D_3 = x \cdot (Q_1 + Q_2\bar{Q}_3) + x(\bar{Q}_1\bar{Q}_2\bar{Q}_3 + Q_2Q_3) = x \oplus \bar{Q}_3; \\ y(t) &= x\bar{Q}_1 + Q_1Q_2 + xQ_2\bar{Q}_3. \end{aligned} \quad (3)$$

Для сравнительного анализа двух методов синтеза ДУ (декомпозиционного и канонического) выполним оценку аппаратных затрат на схемную реализацию устройств, используя оценочную методику фирмы Synopsys Inc, которая была разработана для КМОП технологии производства интегральных схем [8]. В качестве вентиляльного эквивалента (в.э.)

используется 2-входовый И-НЕ (ИЛИ-НЕ) элемент. Аппаратурные затраты оцениваются, исходя из технологических затрат на реализацию различных схемных элементов, представленных в вентильных эквивалентах (табл. 8).

Таблица 8 – Методика оценки аппаратурных затрат *Synopsys Inc*

2 – вх. И (ИЛИ)	1,3 в.э.
2 – вх. ИСКЛ. – ИЛИ	2,0 в.э.
2 на 1 мультиплексор	1,7 в.э.
D – триггер	3,6 в.э.
3 – вх. И – НЕ (ИЛИ – НЕ)	1,5 в.э.
Инвертор	0,7 в.э.

Аппаратурные затраты на реализацию схемы автомата *A* составляют:

- декомпозиционный метод – 22,2 в.э., 19 внутренних соединений;
- канонический метод – 40,3 в.э., 52 внутренних соединения.

Таким образом, синтез ДУ методом последовательной декомпозиции позволяет вдвое сократить затраты на реализацию электронных элементов, значительно снизить трудоемкость процедур их размещения и топологической трассировки схемы.

**Выводы.** Были исследованы и обоснованы необходимые и достаточные условия, которые обеспечивают последовательную декомпозицию исходной автоматной модели ДУ на компонентные автоматы с меньшим числом внутренних состояний. Показано, что использование замкнутых разбиений состояний автомата позволяет осуществить схемную реализацию исходного автомата в виде последовательной композиции двух состоящих автоматов с меньшим числом состояний, что снижает аппаратурные затраты на реализацию ДУ.

**Список литературы:** 1. Самофалов К.Г., Романкевич А.М. и др. Прикладная теория цифровых автоматов. – К.: Вища шк. – 1987. – 375с., 2. Гаврилов М.А., Девятков В.В., Путьрев Е.Н. Логическое проектирование дискретных автоматов. – Наука., М. з 1977. – 352с., 3. Lee D., Yamakakis M. Principles and Methods of testing finite state Machines – A Survey // Proc. IEEE. - 1996. – Vol.84. - №8. – p. 1089-1123., 4. Hartmanis I., Stearns R.E. Algebraic structure theory of sequential machines. - Prentice Hall. – 1966., 5. Fummi F. Synthesis for testability of Highly complex controllers by functional Redundancy removal // IEEE Trans. Computers/ - 1999/ - Vol. 48. - №12. - p. 1305 – 1323., 6. Wang C., Schwart M. Fault Detection with multiple observers. // IEEE/ACM Trans. Networking. – 1993. - №1. – p. 48-55., 7. Мелихов А.Н. Ориентированные графы и конечные автоматы. – Наука. – М. – 1971. – 416с., 8. Annexstein F.S. Generating de Bruijn sequences: An efficient Implementation //IEEE Trans. Comput. - 1997. - Vol. c-46. - №2. – p. 198-200.

Поступила в редколлегию 19.09.2007