УДК 681.32

В.П. СЕМЕРЕНКО

СИСТОЛИЧЕСКАЯ РЕАЛИЗАЦИЯ КОНЕЧНЫХ АВТОМАТОВ

Винницкий национальный технический университет
95, Хмельницкое шоссе, Винница, 21021, Украина
E-mail: sm@vstu.vinnica.ua

Анотація. Запропоновано використання булевої алгебри кубічних функцій як теоретичної основи для проектування програмованих кінцевих автоматів із паралельною обробкою даних. Розглянута паралельна реалізація на мікрорівні двох типів кінцевих автоматів. Запропонована схема універсальної програмованої систолічної структури з однотипними локальними інформаційними зв'язками

Abstract. The use of the Boolean algebra of cubic functions as a theoretical fundamentals for design of a programmed finite automaton with parallel data processing is considered. The parallel realization of two types of finite automaton at the microlevel is shown. The universal programmed systolic structure with the identical local information connections is offered.

Аннотация. Предложено использование булевой алгебры кубических функций в качестве теоретической основы для проектирования программируемых конечных автоматов с параллельной обработкой данных. Рассмотрена параллельная реализация на микроуровне двух типов конечных автоматов. Предложена схема универсальной программируемой систолической структуры с однотипными локальными информационными связями.

Ключевые слова: параллельная обработка, булева алгебра, конечный автомат, комбинацион-ная схема, систолическая структура, программируемые микросхемы

ВВЕДЕНИЕ

В вычислительной технике можно выделить параллелизм на макро- и микроуровне.

Макропараллелизм ориентирован в основном на программную реализацию и основан на одновременном выполнении нескольких независимых программ или частей одной программы.

Микропараллелизм используется для аппаратной реализации одновременно выполняемых арифметических или логических операций. Этот вид параллелизма является более универсальным и эффективным, поскольку не зависит от типа решаемых задач. Микропараллелизм затрагивает сами основы построения элементной базы вычислительных устройств.

Современный уровень развития интегральных схем характеризуется широким использованием программируемых структур [1,2]. Несмотря на постоянную модернизацию, такие структуры, начиная от простейших ПЛМ и до новейших ПЛИС, используют единую идеологию программируемых схем. Суть этой идеологии состоит в использовании разнотипных функциональных блоков, соединяемых заданным образом. С увеличением уровня интеграции ПЛИС соответственно усложняется и система коммутации, что является главным источником проблем на пути повышения производительности ПЛИС в целом. Наличие глобальных и локальных связей затрудняет синхронизацию схем, вносит нежелательные помехи и затрудняет введение микропараллелизма.

Параллельная обработка данных (конвейерная, систолическая, волновая) требует наличия однотипных локальных связей [3,4]. Для обеспечения таких связей необходимы принципиально другие способы проектирования логических схем.

БУЛЕВА АЛГЕБРА КУБИЧЕСКИХ ФУНКЦИЙ

Все дискретные (цифровые) логические схемы можно разделить на два типа: комбинационные (без памяти) и последовательностные (с памятью).

Со времени появления первых компьютеров формальным аппаратом для описания функционирования комбинационных схем (КС) служит булева алгебра логических функций.

Логической, или булевой, функцией n переменных $z_1,...,z_n$ называется функция $F = F(z_1,...,z_n)$, где $z_i \in \{0,1\}$, $i = 1 \div n$, $F \in \{0,1\}$ и переменные объединены конечным числом булевых операций конъюнкции, дизъюнкции и отрицания (могут использоваться и другие булевы операции).

Булевой алгебре логических функций полностью изоморфна булева алгебра кубических функций [5], которая использует понятия r-кубов и операций над ними в алфавите $\{0,1,x\}$. В общем случае r-куб представляет собой n-мерный набор $e_1,...,e_n$, где $e_i \in \{0,1,x\}$, $i = 1 \div n$, а r независимых координат x могут принимать значения 0 или 1. 0-куб не содержит независимых координат x. Кубическая функция $\Psi = \Psi(e_1,...,e_n)$ дает однозначное отображение множества 0-кубов в множество $\{0,1\}$ и использует операции пересечения, объединения и дополнения кубов.

Различают единичный кубический комплекс $K^{(1)}$ и нулевой кубический комплекс $K^{(0)}$ – множества 0-кубов, на которых функция Ψ принимает значение соответственно 1 и 0. Поскольку комплексы $K^{(1)}$ и $K^{(0)}$ могут иметь большие размеры, поэтому используют кубические покрытия D и R. D-покрытие (R-покрытие) кубической функции Ψ содержит минимальное количество кубов m_D (m_R) максимальной размерности, которые в совокупности содержат все кубы комплекса $K^{(1)}$ ($K^{(0)}$). Каждое из покрытий (D или R) однозначно определяет кубическую функцию Ψ, поэтому в дальнейшем будет использоваться только одно из них. Каждый куб d_j $(j = 1 \div m_D)$ D-покрытия (куб r_j $(j = 1 \div m_R)$ R-покрытия) кубической функции соответствует одной импликанте минимальной ДНФ изоморфной ей логической функции F (инверсной логической функции $\bar{F}$).

ПАРАЛЛЕЛЬНОЕ ВЫЧИСЛЕНИЕ КУБИЧЕСКИХ ФУНКЦИЙ

Выполняемую КС операцию можно интерпретировать как установление принадлежности некоторого входного набора L_k множеству наборов, на которых функция $F(L_h)$ или $\Psi(L_h)$ принимает значение единицы (нуля). В алгебре кубических функций установление принадлежности входного набора L_h указанному множеству наборов может быть выполнено аналитически с помощью операции пересечения кубов.

По определению [6] операция пересечения куба $\alpha = \alpha_1\alpha_2...\alpha_n$ с кубом $\beta = \beta_1\beta_2...\beta_n$ обозначается как $\gamma = \alpha \cap \beta$ и служит для выделения куба $\gamma = \gamma_1\gamma_2...\gamma_n$, являющегося общей частью кубов α и β. Значение компоненты γ_i определяется по Табл. 1: $\gamma_i = \alpha_i \cap \beta_i$, $(i = 1 \div n)$. Знак $\varnothing$ означает пустое пересечение. Например, если $\alpha = 01x1x$, $\beta = x1011$, то куб γ равен:

$\{0\ 1\ x\ 1\ x\} \cap \{x\ 1\ 0\ 1\ 1\} = \{0\ 1\ 0\ 1\ 1\}$.

Таблица 1.

α_i	β_i		
	0	1	x
0	0	$\varnothing$	0
1	$\varnothing$	1	1
x	0	1	x

В [5] отмечено следующее правило вычисления кубических функций.

Правило 1. Входной набор будет принадлежать множеству наборов, на которых функция $\Psi(L_h)$ принимает значение единицы (нуля), если существует непустое пересечение набора L_h хотя бы с одним кубом D-покрытия (пустое пересечение набора L_h со всеми кубами D-покрытия):

$$\Psi(L_h) = \begin{cases} 1, & \text{если} \quad L_h \cap d_j \neq \varnothing \quad \text{для некоторого } j, \\ 0, & \text{если} \quad L_h \cap d_j = \varnothing \quad \text{для всех } j, \quad d_j \in D, \quad h, j = 1 \div m_D \end{cases} \qquad (1)$$

Отличительной особенностью выполнения операций над кубами является возможность разбить весь процесс выполнения операций пересечения входных наборов аргументов кубической функции с кубами покрытий этой функции на элементарные независимые друг от друга фрагменты вычислений и организовать параллельную обработку данных. Среди различных типов параллельных устройств наиболее подходящей в данном случае будет систолическая (или волновая) структура, которая использует сразу два принципа параллелизма: конвейерную и матричную обработку. Одновременное выполнение операций над кубами представляет собой параллелизм на самом низком – аппаратном уровне. Поэтому можно также использовать программирование устройства для быстрой смены вычисляемой функции. Таким образом, мы приходим к идее программируемой систолической структуры (ПСС).

ПСС для вычисления кубических функций содержит матрицу $m \times m$ вычислительных ячеек 1, m-разрядный регистр результата 2 и m элементов ИЛИ 3 (Рис.1). Входные наборы $L_1,\dots,L_i,\dots,L_m$ кубической функции Ψ поступают на горизонтальные входы 4 ПСС, а D-покрытие этой функции – на вертикальные входы 5 ПСС. Запись D-покрытия в ПСС представляет ее программирование. Можно либо заранее записать D-покрытие в ПСС и затем выполнять собственно вычисление функции, либо эти операции выполнять одновременно. На первый вертикальный вход 5_1 поступает первый куб $d_1 = \{d_{11}d_{12}\dots d_{1k}\dots d_{1m}\}$ D-покрытия, начиная с компоненты d_{11}. На j-й вертикальный вход 5_j со сдвигом во времени на $(j-1)$ циклов поступают компоненты куба d_i D-покрытия, начиная с компоненты d_{j1} $(j = 1 \div m)$. В начале каждого цикла компоненты кубов D-покрытия с i-й ячейки 1 переписываются в соседнюю снизу $(i+1)$-ю ячейку 1, а с m-й ячейки 1 по цепи обратной связи через схему ИЛИ 3 переписываются в первую ячейку этого столбца. На i-й горизонтальный вход 4_i со сдвигом во времени на $(i-1)$ циклов относительно поступления компонент набора L_1 поступают компоненты набора $L_i = \{l_1^i l_2^i \dots l_m^i\}$, начиная с компоненты l_1^i $(i = 1 \div m)$. После поступления на вход 4_i последней компоненты набора L_i на следующем цикле поступают компоненты входного набора L_{i+m}.

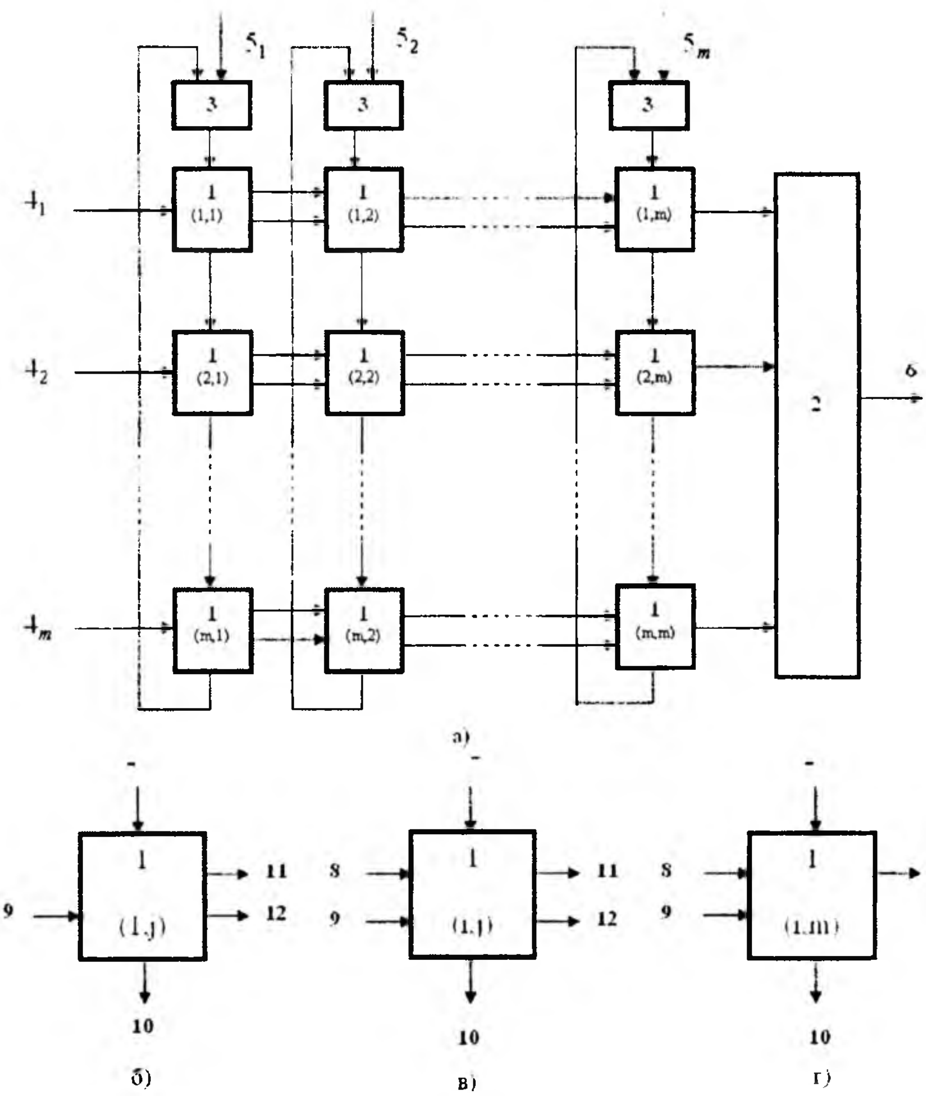

Рис. 1. Программируемая систолическая структура: а) общая схема, б), в), г) – схемы ячеек

Как и для традиционной систолической структуры, вначале происходит активизация первой ячейки 1 первой строки ПСС, а затем волна вычислений движется в сторону последней ячейки 1 m-й строки.

В $(i+k)$-й цикле времени в $(i\times j)$-й ячейке 1 выполняется операция пересечения компоненты l_k^i набора L_i с компонентой d_{jk} куба d_j D-покрытия:

$$l_k^i \bigcap d_{jk}, \quad l_k^i \in L_i, \quad d_{jk} \in d_j, \quad i,j,k = 1 \div m. \tag{2}$$

зафиксировать лишь факт пустого или не пустого пересечения компонент (2) на протяжении этого периода времени. Следовательно, вместо реализации всей Табл. 1 достаточно ввести некоторую функцию $\Psi_k^{i,j}$, которая будет принимать значение логической 1 (логического 0) в случае пустого (непустого) пересечения кубов. Для аппаратной реализации ячейки 1 необходимо также учесть отсутствие специальных интегральных микросхем, непосредственно выполняющих операции булевой алгебры кубических функций. Если выразить трехзначный алфавит булевой алгебры кубических функций в двоичном представлении

$$0 \to 01, \quad 1 \to 11, \quad x \to 10,$$

тогда можно перейти к двоичному представлению $d'_{jk}d''_{jk}$ компоненты d_{jk}, получить таблицу истинности (Табл. 2) искомой функции и ее аналитическое выражение:

$$\Psi_k^{i,j} = (l_k^i \oplus d'_{j,k}) \,\&\, d''_{j,k}, \quad i,j,k = 1 \div m.$$

Таблица 2.

l_k^i	$d'_{j,k}$	$d''_{j,k}$	$\Psi_k^{i,j}$
0	0	1	0
0	1	1	1
0	1	0	0
1	0	1	1
1	1	1	0
1	1	0	0

В течение m циклов времени в $(i\times j)$-й ячейке 1 происходит формирование результата операции пересечения набора L_i с кубом d_j. Для получения этого результата согласно (1) достаточно

В отличие от структуры ячейки в [5,7,9], в данной работе $(i\times j)$-я ячейка 1 будет сохранять в течение m циклов времени результаты пересечений всех компонент набора L_i с кубом d_j и передавать его соседней по горизонтали $(i\times(j+1))$-й ячейке 1. Несмотря не некоторое усложнение структуры ячейки 1, мы устраняем все глобальные информационные связи в ПСС.

Таким образом, ячейка 1 на стандартных логических элементах (Рис. 2) работает следующим образом. Триггеры T_1 и T_2 сохраняют в течение одного цикла времени компоненты $d_{j,k}$ и $d^*_{j,k}$, триггер T_3 сохраняет компоненту l_k^i, а схема ИСКЛЮЧАЮЩЕЕ ИЛИ и вентиль И необходимы для реализации функции $\Psi_k^{i,j}$. В конце каждого цикла работы значение компоненты l_k^i передается со входа 9 на выход 12, а значения компонент $d_{j,k}$ и $d^*_{j,k}$ передаются из двухразрядного входа 7 на двухразрядный выход 10. Перед началом работы триггер T_4 установлен в единичное состояние и в течение m циклов времени он может быть сброшен в нуль при получении хотя бы одного пустого результата операции (2). Если в течение m циклов времени триггер T_4 останется в единичном состоянии, тогда его значение на следующем цикле работы через вентили И и ИЛИ будет передано на горизонтальный выход 11 ячейки. Разрешение на считывание состояния триггера T_4 дает счетчик, функционирующий по модулю m. С горизонтального входа 8 ячейки на горизонтальный выход 11 также передаются результаты работы соседних ячеек. На вход 13 ячейки поступают синхроимпульсы.

Поскольку ячейки содержат элементы памяти, поэтому ПСС представляет по сути конечный автомат, который будем именовать комбинационным кубическим автоматом. Рассмотрим теперь другие модели автоматов, в частности, автоматную реализацию последовательностных схем.

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ АБСТРАКТНОГО КОНЕЧНОГО КУБИЧЕСКОГО АВТОМАТА

Математическим аппаратом для описания последовательностных схем служит теория автоматов [8]. Абстрактным конечным автоматом называется система вида

$$S = \{A, Q, Y, \delta, \lambda\}, \tag{3}$$

где $A = (a_1, \ldots, a_w)$ – входной алфавит, $Q = (q_1, \ldots q_n)$ – алфавит состояний, $Y = (y_1, \ldots y_p)$ – выходной алфавит, $\delta : Q \times A \to Q$ – функция состояний (переходов), $\lambda : Q \times A \to Y$ – функция выходов.

Функции δ и λ являются логическими функциями и их можно задать аналитически, таблично или графически. Если заменить в (3) функции δ и λ их кубическими эквивалентами, тогда мы переходим к модели конечного кубического автомата.

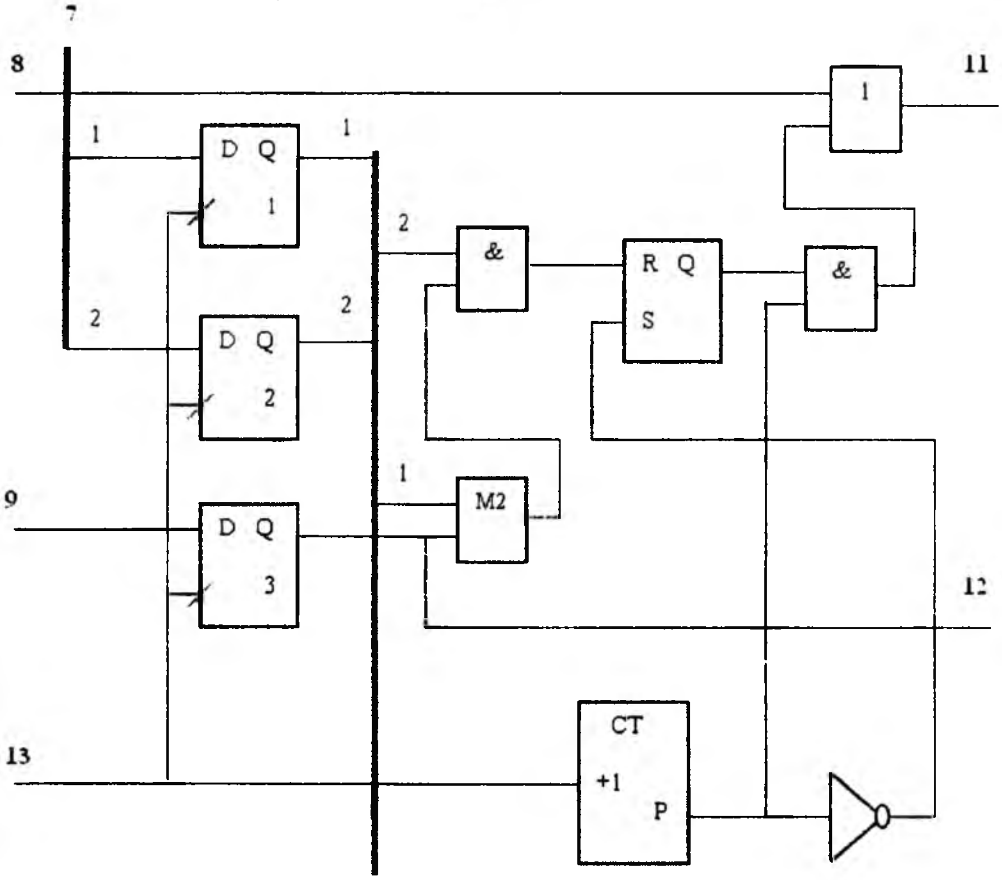

Рис. 2. Схема ячейки ПСС

Абстрактным конечным кубическим автоматом назовем систему вида

$$S^a_{куб} = \{A, Q, Y, \delta_{куб}, \lambda_{куб}\}, \tag{4}$$

где A, Q и Y имеют тот же смысл, что и в (3), $\delta_{куб} : Q \times A \to Q$ – кубическая функция состояний (переходов), $\lambda_{куб} : Q \times A \to Y$ – кубическая функция выходов.

Если перейти от кубических функций к их кубическим покрытиям, тогда получим модель структурного конечного кубического автомата:

$$S^c_{куб} = \{A, Q, Y, \bigcup_r D^i_\delta, \bigcup_p D^j_\lambda\}, \tag{5}$$

где $\bigcup_w D^i_\delta$ – D-покрытия функции $\delta_{куб}$ в формате $\{a_1, \ldots a_w q_1, \ldots q_n\}$, $\bigcup_p D^j_\lambda$ – D-покрытия функции $\lambda_{куб}$ в формате $\{a_1, \ldots a_w q_1, \ldots q_n\}$, $i = 1 \div w$, $j = 1 \div p$.

Пример 1. Пусть традиционный конечный автомат задан алфавитами

$$A=\{a_1,a_2\},\quad Q=\{q_1q_2\},\quad Y=\{y_1\},$$

функциями состояний

$$q_1=a_2\overline{q_2}\vee a_1\overline{q_1q_2};$$
$$q_2=a_2q_1\overline{q_2}\vee a_1a_2q_1,$$

и функцией выходов

$$y=a_1\vee a_2.$$

Указанным логическим функциям состояний соответствуют следующие D-покрытия в формате $\{a_1a_2q_1q_2\}$:

$$D_\delta^1=\begin{Bmatrix} x & 1 & x & 0\\ 1 & x & 0 & 0\end{Bmatrix};\ D_\delta^2=\begin{Bmatrix} x & 1 & 1 & 0\\ 1 & 1 & 1 & x\end{Bmatrix}.$$

Логической функции выхода соответствует следующее D-покрытие в формате $(a_1a_2q_1q_2)$:

$$D_\lambda=\begin{Bmatrix} 1 & x & x & x\\ x & 1 & x & x\end{Bmatrix}.$$

Функционирование автомата состоит в порождении последовательности состояний и выходной последовательности, которые разворачиваются в дискретном времени $t=0,1,2,...$ при поступлении последовательности входных сигналов. Зависимость указанных порождающих последовательностей от входных сигналов определяется уравнениями

$$q_{t+1}=\delta(a_t,q_t),$$
$$y_t=\lambda(a_t,q_t).$$

Таким образом, ставится задача определения следующего состояния и выходного слова автомата после поступления входного слова. Аналогичная задача применительно к КС в алгебре кубических функций решается на основе Правила 1. Рассмотрим теперь правила преобразования для конечных кубических автоматов.

Сформируем вначале следующие кубы:

- куб состояний M_q^t автомата в формате $\{q_1,...q_n\}$ в момент времени t;
- куб выходов M_y^t автомата в формате $\{y_1,...y_p\}$ в момент времени t;
- куб входов-состояний $M_{a,q}^t$ автомата в формате $\{a_1,...a_w q_1,...q_n\}$ в момент времени t;

Кубы M_q^t и M_y^t представляют собой соответственно значения состояния и выхода кубического автомата в момент времени t. Функционирование кубического автомата в дискретные моменты времени состоит в последовательном определении указанных кубов на основе следующих правил.

Правило 2. Компонента q_i куба состояния M_q^{t+1} в момент времени $t+1$ конечного кубического автомата принимает значение единицы (нуля), если существует непустое пересечение куба входов-состояний $M_{a,q}^t$ в момент времени t хотя бы с одним кубом D_δ^i-покрытия (пустое пересечение куба входов-состояний $M_{a,q}^t$ со всеми m_D кубами D_δ^i-покрытия):

$$q_i=\begin{cases}1,\ \textit{если}\ M_{a,q}^t\cap d_k\neq\varnothing\ \textit{для некоторого}\ k;\\ \quad 0,\ \textit{если}\ M_{a,q}^t\cap d_k=\varnothing\ \textit{для всех}\ k,\end{cases}\tag{6}$$

где $d_k\in D_\delta^i,\quad q_i\in M_q^{t+1},\quad k=1\div m_D,\quad i=1\div n.$

Правило 3. Компонента y_i куба выхода M_y^t в момент времени t конечного кубического автомата принимает значение единицы (нуля), если существует непустое пересечение куба входов-состояний $M^t_{a,q}$ в момент времени t хотя бы с одним кубом D^j_λ-покрытия (пустое пересечение куба входов-состояний $M^t_{a,q}$ со всеми m_D кубами D^j_λ-покрытия):

$$y_j = \begin{cases} 1, \text{ если } M^t_{a,q} \cap d_k \neq \varnothing \text{ для некоторого } k; \\ 0, \text{ если } M^t_{a,q} \cap d_k = \varnothing \text{ для всех } k, \end{cases} \quad (7)$$

где $d_k \in D^j_\lambda$, $y_j \in M^t_y$, $k = 1 \div m_D$, $j = 1 \div p$.

Пример 2. Для кубического автомата из Примера 1, находящегося в такт времени t в состоянии $q_1q_2 = 00$, определим состояние и значение выхода автомата в такт времени $(t+1)$ после подачи на его входы сигналов $a_1a_2 = 11$.

Сформируем в момент времени t куб состояний M^t_q автомата в формате $\{q_1q_2\}$ и куб входов-состояний $M^t_{a,q}$ автомата в формате $\{a_1a_2q_1q_2\}$:

$$M^t_q = \{0 \quad 0\},\ M^t_{a,q} = \{1 \quad 1 \quad 0 \quad 0\}.$$

Определим вначале результаты операции пересечение куба входов-состояний $M^t_{a,q}$ в момент времени t с кубами покрытий D^1_δ и D^2_δ:

$$M^t_{a,q} \cap d^1_1 = \{1 \quad 1 \quad 0 \quad 0\} \cap \{x \quad 1 \quad x \quad 0\} = 1 \quad 1 \quad 0 \quad 0, \quad d^1_1 \in D^1_q;$$

$$M^t_{a,q} \cap d^1_2 = \{1 \quad 1 \quad 0 \quad 0\} \cap \{1 \quad x \quad 0 \quad 0\} = 1 \quad 1 \quad 0 \quad 0, \quad d^1_2 \in D^1_q;$$

$$M^t_{a,q} \cap d^2_1 = \{1 \quad 1 \quad 0 \quad 0\} \cap \{x \quad 1 \quad 1 \quad 0\} = \varnothing, \quad d^2_1 \in D^2_q;$$

$$M^t_{a,q} \cap d^2_2 = \{1 \quad 1 \quad 0 \quad 0\} \cap \{1 \quad 1 \quad 1 \quad x\} = \varnothing, \quad d^2_2 \in D^2_q.$$

Согласно Правилу 2 куб состояний M^{t+1}_q автомата в формате $\{q_1q_2\}$ в момент времени $t+1$ равен:

$$M^t_q = \{1 \quad 0\}.$$

Аналогичным образом выполняем вначале результаты операции пересечение куба входов-состояний $M^t_{a,q}$ в момент времени t с кубами покрытия D_y:

$$M^t_{a,q} \cap d^3_1 = \{1 \quad 1 \quad 0 \quad 0\} \cap \{1 \quad x \quad x \quad x\} = 1 \quad 1 \quad 0 \quad 0, \quad d^3_1 \in D_y$$

$$M^t_{a,q} \cap d^3_2 = \{1 \quad 1 \quad 0 \quad 0\} \cap \{x \quad 1 \quad x \quad x\} = 1 \quad 1 \quad 0 \quad 0, \quad d^3_2 \in D_y.$$

Согласно Правилу 3 куб выходов M^t_y автомата в формате $\{y_1\}$ в момент времени t равен $M^t_y = \{1\}$.

ФУНКЦИОНИРОВАНИЕ СТРУКТУРНОГО КОНЕЧНОГО КУБИЧЕСКОГО АВТОМАТА

В структурной теории автоматов традиционной моделью конечного автомата является автомат Мили, содержащий память и две комбинационные схемы для реализации соответственно функций переходов (состояний) и функций выходов.

В алгебре кубических функций аналогичной структурной моделью конечного автомата является последовательностный кубический автомат (ПКА), показанный на рис. 3. ПСА, соответствующий абстрактному кубическому автомату (4), содержит первый массив 1 из p ПСС, второй массив 2 из n ПСС и схему коммутации 3. Поскольку элементы памяти уже реализованы внутри ПСС, поэтому нет необходимости в реализации отдельного внешнего блока памяти.

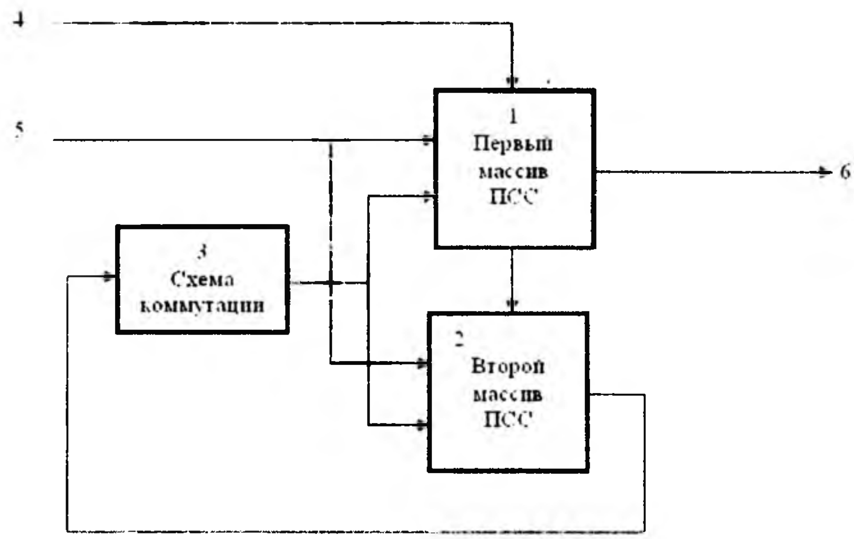

Рис. 3. Схема последовательностного кубического автомата

Перед началом работы ПКА его необходимо запрограммировать для реализации заданных функций. С этой целью по первой группе из $2m$ входов 4 поступают поочередно p покрытий D_δ и n покрытий D_λ для программирования соответственно второго массива 2 ПСС и первого массива 1 ПСС. В основном режиме функционирования ПКА на вторую группу информационных входов 5 поступают входная последовательность сигналов L_1, $L_2,\dots,L_m$ и с помощью первого массива 1 ПСС происходит параллельное вычисление выходных последовательностей автомата, а с помощью второго массива 2 ПСС – параллельное вычисление последующих состояний автомата. Сформированный p-разрядный выходной код поступает на выход 6 автомата, а сформированный n-разрядный код состояния автомата через схему коммутации 3 поступает на входы обеих массивов ПСС. Записанные в ПСС кубы покрытий D_δ и D_λ в каждом цикле работы перемещаются внутри ПСС, аналогичным образом, как и при вычислении кубических функций.

Для первого входного набора $L_1=\{l_1^1 l_2^1 \dots l_m^1\}$ вычисленное значение на первом выходе группы выходов 6 появится в конце $(2m-1)$-го цикла работы. Далее на каждом последующем цикле работы будет формироваться значение на очередном выходе группы выходов 6. После поступления на i-й вход группы информационных входов 5 последней компоненты набора L_i на следующем цикле поступают компоненты входного набора L_{i+m}.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Основными тенденциями развития современной цифровой микросхемотехники является переход к параллельной обработки данных и к широкому использованию микросхем с программируемой структурой. Многообещающие перспективы несет объединение этих принципов обработки в одном устройстве. Однако традиционная архитектура логических схем препятствует полному использованию параллелизма в современных ПЛИС.

На основе булевой алгебры кубических функций можно проектировать вычислительные устройства, которые органично объединяют и программируемость структуры и параллелизм. Рассмотренные в статье конечные автоматы на базе программируемых систолических структур являются универсальными и быстродействующими. С помощью таких автоматов могут создаваться конкретные вычислительные узлы, например, сумматоры и умножители [10]. Отличительной особенностью предложенной программируемой систолической структуры является использованис однотипных локальных информационных связей, что повышает технологичность ее изготовления.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Грушвицкий Р. И., Мурсаев А. Х., Угрюмов Е. П. Проектирование систем на микросхемах с

программируемой структурой. – 2-е изд. – СПб.: БХВ-Петербург, 2006. – 736 с.
2. Соловьев В. В. Проектирование функциональных узлов цифровых систем на програмируемых логических устройствах. – Мн.: ПКОО "Бестпринт", 1996. – 252 с.
3. Кун. С. Матричные процессоры на СБИС: Пер. с англ. /. - М.: Мир, 1991.
4. Систолические структуры: Пер. с англ. / Под ред. У. Мура, Э. Маккейба, Р. Уркхарта. – М. Радио и связь, 1993.– 416 с.
5. Семеренко В.П. Систолическая реализация кубических функций// Электронное моделирование. 1992.- 1,С.21-25.
6. Миллер Р. Теория переключательных схем: Пер. с англ. / – М. Наука, 1970.– Т.1. – 416 с.
7. А. с. 1654809 СССР. Систолическая структура для вычисления логических функций / В. П. Семеренко // Бюл. Изобр. – 1991. – № 21.
8. Глушков В. М. Синтез цифровых автоматов. – М.: Физматгиз, 1962. – 476 с.
9. А. с. 1732340 СССР. Систолический автомат / В. П. Семеренко // Бюл. Изобр. – 1992. – № 17.
10. Патент РФ 2022339. Множительное устройство / В. П. Семеренко, В. И. Днепровский // Бюл. Изобр. – 1994. – № 20.

Надійшла до редакції 06.06.2007р.

СЕМЕРЕНКО В.П. - к.т.н., доцент кафедри обчислювальної техніки, Вінницький національний технічний університет, Вінниця, Україна.