

О.Ю. ПРИХОДЬКО, С.Е. СЛИПЧЕНКО, Ф.М. ЕВСЮКОВА, Е.В. БАСОВА, М.С. ИВАНОВА

ВОПРОСЫ УПРАВЛЕНИЯ АГРЕГАТИРОВАННЫМИ ТЕХНОЛОГИЧЕСКИМИ СИСТЕМАМИ НА ОСНОВЕ СТРУКТУРНОГО СИНТЕЗА КОНЕЧНЫХ АВТОМАТОВ

Использование структурного синтеза конечных автоматов, а именно автомата Мили, при осуществлении управления сложными технологическими системами. Осуществление перехода от математической модели конечного автомата к его функциональной логической схеме, которая является основой для последующей аппаратной реализации автомата, производится на основе технического задания при определении конкретных автоматов. Рассматриваемая агрегатированная технологическая система включает в себя обрабатывающий центр и обслуживается конвейерной системой и роботами-манипуляторами. Построена функциональная логическая схема синтезируемого автомата.

Ключевые слова: конечные автоматы, моделирование, алгоритм, диаграмма Вейча, структурный синтез, программируемые логические контроллеры, автомат Мили, автомат Мура, триггеры, логические элементы.

О.Ю. ПРИХОДЬКО, С.Е. СЛИПЧЕНКО, Ф.М. ЕВСЮКОВА, Е.В. БАСОВА, М.С. ИВАНОВА ПИТАННЯ УПРАВЛІННЯ АГРЕГАТОВАНИМИ ТЕХНОЛОГІЧНИМИ СИСТЕМАМИ НА ОСНОВІ СТРУКТУРНОГО СИНТЕЗУ КІНЦЕВИХ АВТОМАТІВ

Використання структурного синтезу кінцевих автоматів, а саме автомата Милі, при здійсненні управління складними технологічними системами. Здійснення переходу від математичної моделі кінцевого автомата до його функціональної логічної схеми, яка є основою для подальшої апаратної реалізації автомата, робиться на основі технічного завдання при визначенні конкретних автоматів. Дана агрегатована технологічна система включає оброблювальний центр і обслуговується конвеєрною системою і роботами-маніпуляторами. Побудована функціональна логічна схема автомата, що синтезується.

Ключові слова: кінцеві автомати, моделювання, алгоритм, діаграма Вейча, структурний синтез, програмовані логічні контроллери, автомат Милі, автомат Мура, триггери, логічні елементи.

O. PRIHODKO, S. SLIPCHENKO, F. YEVSUKOVA, Ye. BASOVA, M. IVANOVA CONTROL QUESTIONS OF THE AGGREGATED TECHNOLOGICAL SYSTEMS ON THE BASIS OF THE STRUCTURAL SYNTHESIS OF FINITE AUTOMATA

Use of structural synthesis of eventual automats, namely automat of Mile, during realization of management by the difficult technological systems. Realization of transition from the mathematical model of eventual automat to his functional logical diagram that is basis for subsequent hardware representation of automat, produced on the basis of requirement specification at determination of certain automats. The examined paclaged technological system plugs in itself a processing center and served by the pipeline system and robots-manipulators. The functional logical diagram of the synthesized automat is built.

Keywords: eventual automats, design, algorithm, diagram of Veitch, structural synthesis, logical pios, automat of Mile, Moore automaton, logical elements.

Введение. Структурный синтез конечных автоматов осуществляется на базе структурной теории автоматов, в которой в отличии от абстрактной теории производится учет большого числа свойств реально существующих цифровых автоматов. Тогда как абстрактный автомат представляет собой математическую модель проектируемого устройства, в структурном автомате учитывается структура входных и выходных сигналов, а также внутренняя структура автомата на уровне структурных схем.

Главной задачей структурной теории автоматов является нахождение общих приемов построения структурных схем автомата на основе композиции элементарных автоматов, принадлежащих к заранее заданному конечному числу типов.

Целью данной статьи является осуществление перехода от математической модели конечного автомата агрегатированной технологической системы к его функциональной логической схеме, которая является основой для последующей аппаратной реализации автомата с помощью структурного синтеза.

Постановка проблемы. Задачей структурного синтеза конечных автоматов является создание такой композиции некоторого множества автоматов, называемых элементарными, чтобы полученный автомат был эквивалентен заданному. Эта задача имеет

решение, если система элементарных автоматов структурно полна. Осуществление перехода от математической модели конечного автомата к его функциональной логической схеме, которая является основой для последующей аппаратной реализации автомата, производится на основе технического задания при определении конкретных автоматов (например, обрабатывающий центр или силовой агрегат), для управления сложными технологическими системами, каковыми и являются производственные автоматические линии.

Алгоритм структурного синтеза

Исходные данные:

1) математическая модель конечного автомата Мили или Мура в виде взвешенного орграфа переходов либо таблицы переходов/выходов, полученная в результате абстрактного синтеза КА;

2) набор элементарных автоматов;

3) набор логических элементов, образующих базис и реализующих функционально полную систему булевых функций. Требуется построить функциональную логическую схему автомата в результате поэтапного выполнения алгоритма структурного синтеза КА.

Алгоритм структурного синтеза рассмотрим на конкретном примере. Пусть автомат Мили задан

графом переходов (рис. 1). Автомат представляет собой элемент модели управления агрегатированной технологической системой, содержащей: S_1 – накопитель заготовок, S_2 – робот-манипулятор, S_3 – транспортная система, S_4 – робот-манипулятор на позиции обработки, S_5 – обрабатывающий центр, S_6 – промежуточный накопитель заготовок, S_7 – робот-манипулятор и S_8 – накопитель деталей.

Система счисления: двоичная. Элементарные автоматы: синхронные RS-триггеры, синхронные D-триггеры. Логический базис: конъюнкция, дизъюнкция, отрицание.

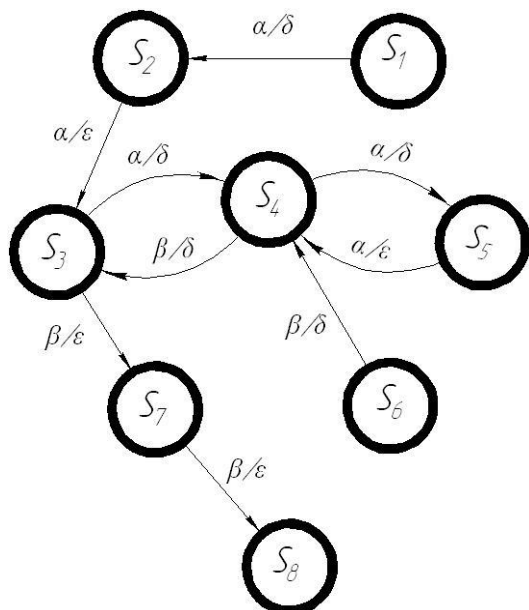


Рис. 1 – Взвешенный орграф переходов заданного конечного автомата

Имеем: $X = \{\alpha, \beta\}$; $Y = \{\delta, \epsilon\}$; $S = \{s_1, s_2, s_3, s_4, s_5, s_6, s_7, s_8\}$

Этап 1. Кодирование входного алфавита. Присваиваем логические значения элементам множества X . Пусть $\alpha = 0$, $\beta = 1$. **Этап 2.** Кодирование выходного алфавита. Аналогично поступаем с элементами множества Y . Пусть $\delta = 0$, $\epsilon = 1$. Так как условием задачи оговорена двоичная система счисления, и множество как входных, так и выходных сигналов равно $\{0, 1\}$, будем считать, что вход и выход автомата одноразрядные и представлены булевыми переменными – x и y соответственно.

Этап 3. Кодирование состояний автомата.

1). Определяем разрядность кода L – минимальное количество элементарных автоматов или, иначе говоря, разрядность памяти автомата. Так как система счисления двоичная, то

$$L = \log_2 |S|,$$

где $|S|$ – мощность множества состояний.

Поскольку в данном примере $|S| = 8$, то $L = 3$. Линейка памяти автомата трехразрядная, то есть память строится на трех триггерах.

2). Определяем двоичный код каждого состояния автомата. Существует множество алгоритмов кодирования состояний, например, противогоночное,

экономичное, соседнее кодирование и ряд других. В случае противогоночного кодирования стремятся к тому, чтобы в каждый дискретный момент времени, по возможности, переключался только один разряд. Это позволяет избежать ложных срабатываний элементов памяти из-за гонок (критических состязаний) в комбинационной схеме. Такой способ актуален для асинхронных схем. Обоснование эффективности противогоночного кодирования относится к давним разработкам – периода элементной базы малой степени интеграции. В современных системах время срабатывания триггера мало отличается от времени задержки распространения сигнала в логическом элементе и большее значение имеют задержки в линиях связи (слоях металлизации на кристалле), значительно выгоднее проектировать синхронный автомат, не заботясь о противогоночном кодировании, требующем дополнительных аппаратных затрат.

Воспользуемся одним из возможных алгоритмов кодирования, сочетающим достоинства экономичного, соседнего и противогоночного методов.

Шаг 1. Нулевой код сопоставляем состоянию, вершина которого имеет наибольшую полустепень захода, то есть среди всех вершин графа ей инцидентно наибольшее количество входящих дуг.

Шаг 2 – итерационный. Находим состояние, наиболее связанное с ранее закодированными. Назовем это состояние текущим. Из всех свободных кодовых комбинаций выбираем ту, для которой минимальна сумма кодовых расстояний между ней и существующими кодами состояний, смежных текущему. Кодовым расстоянием d между кодовыми комбинациями i и j одинаковой разрядности называется число различных разрядов в i и j . Кратность связей учитываем введением поправочного коэффициента $k_{св}$. Например, если две вершины графа связаны парой дуг, то $k_{св} = 2$. Очевидно, число итераций шага 2 равно $|S| - 1$. Рассмотрим применение сформулированного алгоритма к кодированию состояний данного конкретного автомата.

Шаг 1. Наибольшее количество входящих дуг на графе переходов инцидентно вершине s_4 . (полустепени захода: $p^+(s_1)=p^+(s_6)=0$, $p^+(s_2)=p^+(s_5)=p^+(s_7)=p^+(s_8)=1$, $p^+(s_3)=2$, $p^+(s_4)=3$.) Состоянию s_4 присваиваем нулевой код: $s_4 = 000$.

Шаг 2. Итерация 2.1. Вершины s_3, s_5, s_6 связаны с вершиной s_4 каждая одной дугой. Не имеет значения, какое из состояний предпочесть. Выбираем s_3 . Очевидно, код s_3 должен содержать единицу в любом разряде, обеспечивая кодовое расстояние

$$d_{34} = 1. \text{ Пусть } s_3 = 001.$$

Итерация 2.2. Наибольшее количество дуг на графе переходов инцидентно вершине s_5 .

Рассчитываем кодовые расстояния **S5** (табл. 1).

Поскольку вершины s_4 и s_5 связывают две дуги, d_{54} берется с поправочным коэффициентом $k_{св} = 2$. Наименьшим значением суммы кодовых расстояний обладают комбинации 010 и 100. Предпочтение можно отдать любой из них. Пусть $s_5 = 010$.

Таблица 1 – Расчетные значения кодовых состояний S_5

Свободные комбинации	$2d_{54}$
010	$2*1=2$
011	$2*2=4$
100	$2*1=2$
101	$2*2=4$
110	$2*2=4$
111	$2*3=6$

Итерация 2.3. Подмножество закодированных вершин: $\{s_3, s_4, s_5\}$. Число связей для s_1 – одна, для s_2 – две, для s_6 – одна, для s_7 – две, для s_8 – одна; выбор s_2 или s_7 равновероятный. Кодуем состояние s_2 :

Рассчитываем кодовые расстояния S_2 (табл.2)

Таблица 2 – Расчетные значения кодовых состояний S_2

Свободные комбинации	d_{23}
011	1
100	2
101	1
110	3
111	2

Наименьшим значением суммы кодовых расстояний обладают комбинации 011 и 101. Предпочтение можно отдать любой из них.

Пусть $s_2 = 011$.

Итерация 2.4.

Теперь кодируем состояние s_7 :

Рассчитываем кодовые расстояния S_7 (табл.3).

Таблица 3 – Расчетные значения кодовых состояний S_7

Свободные комбинации	d_{73}
100	2
101	1
110	3
111	2

Как видно $s_7 = 101$.

Итерация 2.5.

Теперь кодируем состояние s_1 :

Рассчитываем кодовые расстояния S_1 (табл.4).

Таблица 4 – Расчетные значения кодовых состояний S_1

Свободные комбинации	d_{12}
100	3
110	2
111	1

Исходя из наименьшего кодового расстояния $s_1 =$

111.

Итерация 2.6.

Аналогично определяем значение s_6

Рассчитываем кодовые расстояния S_6 (табл. 5)

Таблица 5 – Расчетные значения кодовых состояний S_6

Свободные комбинации	d_{64}
100	1
110	2

Принимаем расстояния $s_6 = 100$.

Некодированным осталось состояние s_8 . Ему присваиваем оставшуюся свободную комбинацию $s_8 = 110$.

Сведем полученные коды состояний автомата в общую таблицу (рис. 2). Обозначим разряды кода: Q_2, Q_1, Q_0 , где Q_0 – младший разряд.

Состояние	Код		
	Q_2	Q_1	Q_0
S_1	1	1	1
S_2	0	1	1
S_3	0	0	1
S_4	0	0	0
S_5	0	1	0
S_6	1	0	0
S_7	1	0	1
S_8	1	1	0

Рис. 2 – Результат кодирования состояний КА

Этап 4. Составление кодированной таблицы переходов/выходов автомата.

В таблицу переходов/выходов включаем:

а) для момента времени t – значения входного сигнала, обозначения и коды состояний, значения выходного сигнала;

б) для момента времени $t+1$ – обозначение и код состояния, в которое переходит автомат из данного состояния под воздействием соответствующего входного сигнала.

В правой части таблицы для каждого перехода $s_i \rightarrow s_j$ указываем, какие сигналы должны быть сформированы комбинационной схемой автомата и поданы на входы триггеров, чтобы в момент времени $t+1$ произошло требуемое переключение автомата.

Например, пусть в момент времени t автомат находится в состоянии S_4 . Под воздействием входного сигнала $x = 0$ в следующий момент времени автомат должен перейти в состояние S_3 , на переходе вырабатывается выходной сигнал $y = 1$:

$$S_4(Q_2 Q_1 Q_0 = 000) \xrightarrow{y=1(x=0)} S_3(Q_2 Q_1 Q_0 = 001)$$

Условием задачи оговорено применение синхронных RS- и D-триггеров. Реализуем разряды Q_2 и Q_1 , например, на RS-триггерах, а разряд Q_0 – на D-триггере. Для обеспечения указанного перехода значения сигналов на входах триггеров должны быть такими:

$$Q_2: 0 \rightarrow 0, S_2R_2 = 0\sim; Q_1: 0 \rightarrow 0, S_1R_1 = 01; Q_0: 0 \rightarrow 0, D_0 = 0. \text{ Фрагмент таблицы, отвечающий}$$

рассмотренному случаю, показан на рис. 3.

Время		t					t+1				t(входы триггеров)					
x		S ₁	Q ₂	Q ₁	Q ₀	y	S ₁	Q ₂	Q ₁	Q ₀	S ₂	R ₂	S ₁	R ₁	D ₀	
0	
		4	0	1	0	1	1	0	0	0	0	~	0	1	0	
	
	

Рис.3 – Фрагмент кодированной таблицы переходов/выходов автомата для перехода S₄ → S₁ при x=0

Таким образом, строка таблицы соответствует конкретному переходу в автомате при выработке значения выходного сигнала, заданного алгоритмом функционирования КА. Количество строк полной таблицы такого формата, очевидно, равно числу всех переходов в автомате, то есть мощности множества дуг графа переходов. Однако в таблицу целесообразно включить и неиспользуемые кодовые комбинации, что может оказаться полезным при получении минимальных форм функций fu и fs на следующем этапе синтеза.

Полная двоичная кодированная таблица переходов/выходов автомата приведена на рис.4.

Строки таблицы упорядочены по возрастанию кодов состояний для каждого значения входного сигнала. Для удобства чтения столбцы таблицы, относящиеся к одному и тому же разряду памяти, выделены одинаковым цветом. Для справки в таблицу добавлены столбцы, соответствующие триггерам других типов: JK-триггеру для разряда Q1 и T-триггеру для разряда Q0. Знаком «~» обозначены как произвольные значения логических переменных, так и

позиции, несуществующие в данном КА.

Этап 5. Построение и минимизация функции выхода.

Областью определения функции выхода автомата Мили являются множество входных сигналов и множество состояний автомата. Поэтому для данного автомата выходной сигнал y выражается булевой функцией четырех аргументов:

$$y = f(y(x, Q_2, Q_1, Q_0)).$$

Пользуясь аппаратом алгебры логики, можно представить функцию выхода в одной из совершенных нормальных форм – конъюнктивной или дизъюнктивной (СКНФ или СДНФ).

Таблицей истинности фактически является построенная таблица переходов/выходов (рис. 4.). Количество нулевых и единичных значений функции y в данном случае одинаково, поэтому предпочтение можно отдать СДНФ, учитывая доступность традиционных методов минимизации булевой функции, заданной в СДНФ. Получим:

$$y = \bar{x}\bar{Q}_2\bar{Q}_1Q_0 \vee \bar{x}Q_2Q_1Q_0 \vee \bar{x}\bar{Q}_2\bar{Q}_1Q_0xQ_2\bar{Q}_1\bar{Q}_0;$$

Таким образом, fu представлена в виде дизъюнкции пяти импликант, каждая ранга 4. Минимизацию функции целесообразно выполнить методом диаграмм Вейча (карт Карно): см. рис. 5

Значения y, отмеченные знаком «~» в таблице переходов/выходов, при необходимости могут быть доопределены до логической единицы и задействованы в процессе минимизации. Такое доопределение никак не влияет на картину истинностных значений функции.

Время		t					t+1				t(входы триггеров)					Входы триггеров други типов			
x		S ₁	Q ₂	Q ₁	Q ₀	y	S ₁	Q ₂	Q ₁	Q ₀	S ₂	R ₂	S ₁	R ₁	D ₀	I ₁	K ₁	T ₀	
0		3	0	0	0	0	4	0	1	0	0	~	1	0	0	1	~	0	
		2	0	0	1	1	3	0	0	0	0	~	0	~	0	0	~	1	
		4	0	1	0	0	5	0	1	1	0	~	~	0	1	~	0	1	
		5	0	1	1	1	4	0	1	0	0	~	~	0	0	~	0	1	
		~	1	0	0	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~
		1	1	0	1	0	2	0	0	1	0	1	0	~	1	0	~	~	0
		~	1	1	0	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~
		~	1	1	1	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~
1		3	0	0	0	1	7	1	0	0	1	0	0	~	0	0	~	0	
		~	0	0	1	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	
		4	0	1	0	0	3	0	0	0	0	~	0	1	0	~	1	0	
		~	0	1	1	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	
		7	1	0	0	1	8	1	1	1	~	0	1	0	1	1	~	1	
		~	1	0	1	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	
		6	1	1	0	0	4	0	1	0	0	1	~	0	0	~	0	0	
		~	1	1	1	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	~	

Рис. 4 – Полная кодированная таблица переходов/выходов автомат

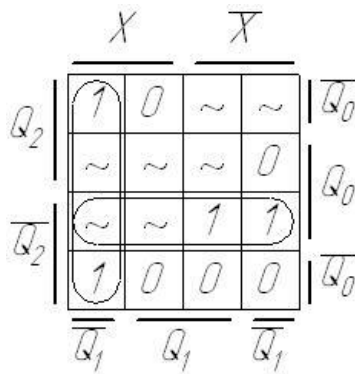


Рис. 5 – Диаграмма Вейча для функции выхода

Причина в том, что двоичные наборы аргументов, соответствующие $y = \llsim\gg$, в процессе функционирования автомата не формируются. Иными словами, в данном автомате таких двоичных комбинаций не существует. Участие же соответствующих им импликант в минимизации дает более сокращенный вид ДНФ, что, в свою очередь, приводит к экономии аппаратных средств при покрытии функции логическими элементами. На диаграмме Вейча ячейки для этих импликант содержат тот же знак «~».

В итоге минимальная ДНФ функции выхода имеет вид:

$$y_{\min} = x\bar{Q}_1 \vee \bar{Q}_2 Q_0;$$

Этап 6. Получение и минимизация функций возбуждения ЭА.

Совокупность функций возбуждения триггеров реализует функцию переходов автомата fs . Поскольку $s(t+1) = fs(x, s(t))$, то в общем случае каждая функция возбуждения есть функция двух множественных аргументов:

$$f_{ir}^i = f^i(\{x_1, x_2, \dots, x_p\}, \{Q_{L-1}, Q_{L-2}, \dots, Q_0\});$$

$$i = \bar{1}, k,$$

где k – суммарное число информационных входов триггеров, составляющих линейку памяти автомата, L – ее разрядность, p – число входных переменных.

В данном случае $k = 5, L = 3, p = 1$. Для удобства обозначим каждую из функций возбуждения так же, как обозначен соответствующий вход триггера: S_2, R_2, S_1, R_1, D_0 . Запишем СДНФ для каждой функции согласно таблице переходов/выходов (см. рис. 4):

$$S_2 = x\bar{Q}_2\bar{Q}_1\bar{Q}_0;$$

$$R_2 = \bar{x}Q_2\bar{Q}_1Q_0 + xQ_2Q_1\bar{Q}_0;$$

$$S_1 = \bar{x}\bar{Q}_2\bar{Q}_1\bar{Q}_0 + xQ_2\bar{Q}_1\bar{Q}_0;$$

$$R_1 = x\bar{Q}_2Q_1\bar{Q}_0;$$

$$D_0 = \bar{x}\bar{Q}_2Q_1\bar{Q}_0 + \bar{x}Q_2\bar{Q}_1Q_0 + xQ_2\bar{Q}_1\bar{Q}_0;$$

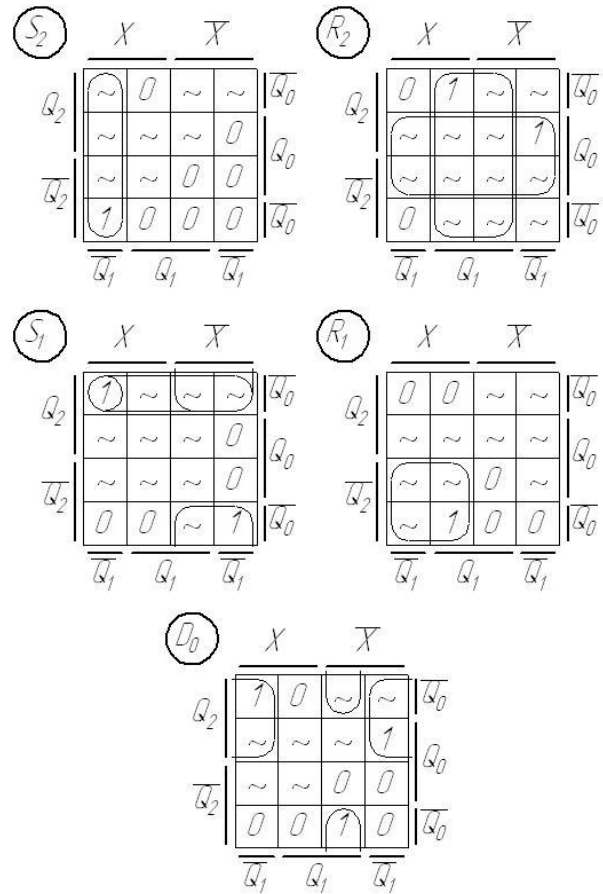


Рис. 6 – Минимизация функции возбуждения триггеров автомата

В итоге минимизации имеем:

$$S_{2\min} = x\bar{Q}_1;$$

$$R_{2\min} = Q_0 + Q_1;$$

$$S_{1\min} = \bar{x}\bar{Q}_0 + Q_2\bar{Q}_0;$$

$$R_{1\min} = x\bar{Q}_2;$$

$$D_{0\min} = \bar{x}Q_1\bar{Q}_0 + Q_2\bar{Q}_1;$$

Этап 7. Построение функциональной логической схемы автомата. Функциональная логическая схема синтезированного автомата приведена на рис. 7. Слева от линейки триггеров размещена комбинационная схема, реализующая функцию переходов автомата, справа от шины – комбинационная схема, обеспечивающая функцию выходов.

Выводы

В результате структурного синтеза осуществлен переход от математической модели конечного автомата к его функциональной логической схеме, которая является основой для последующей аппаратной реализации автомата. Следует заметить, что в случае исходной модели автомата Мура этапы синтеза остаются такими же, но при представлении функции выхода необходимо учесть, что ее единственным аргументом является вектор состояний автомата

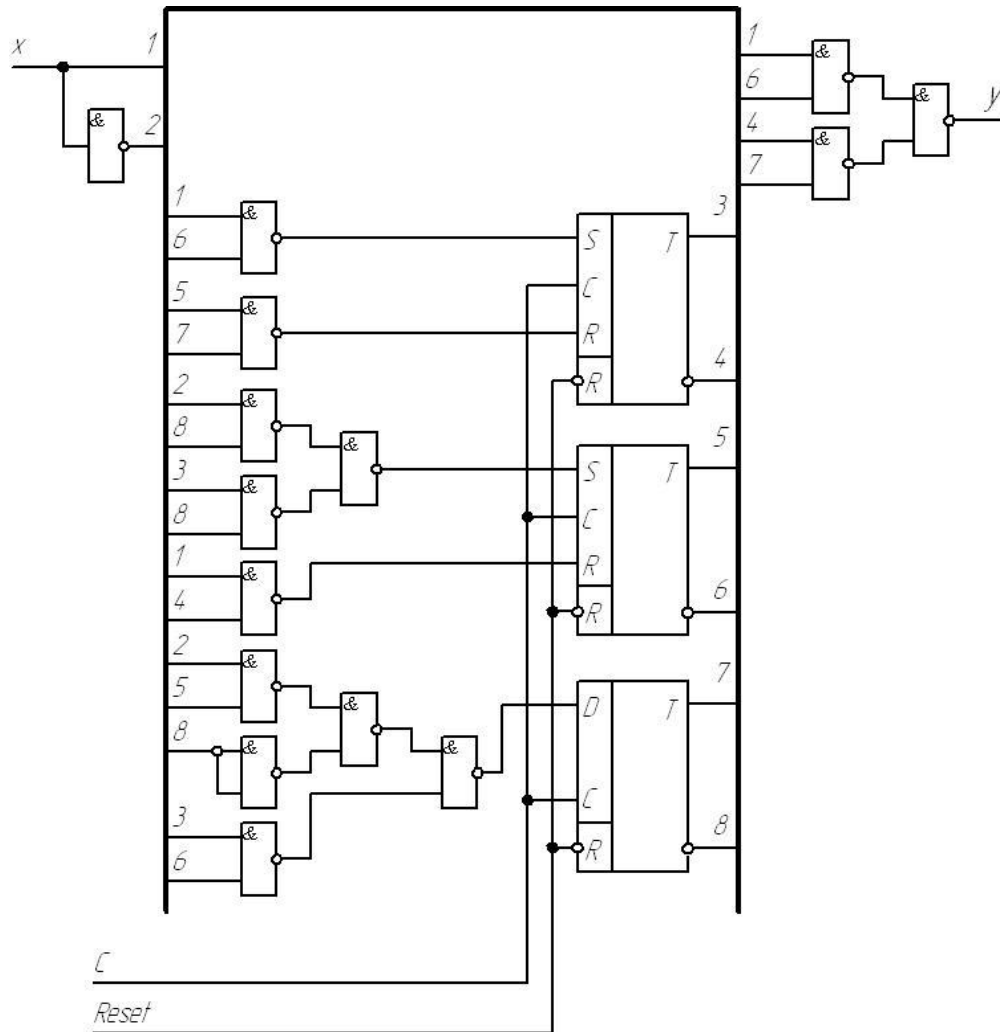


Рис. 7 – Функциональная логическая схема автомата

Использование конечных автоматов для управления сложными технологическими автоматизированными системами является целесообразным и обоснованным и позволяет повысить качество проектирования.

Список литературы

1. Брауэр В. Введение в теорию конечных автоматов; пер. с нем. – М.: Радио и связь, 1987. – 392 с.
2. Белоусов А. И. Дискретная математика / А.И. Белоусов, С.Б. Ткачев. – М. МГТУ, 2006. – 744 с.
3. Джон Хопкрофт, Раджив Мотвани, Джеффри Ульман. Глава 8. Введение в теорию машин Тьюринга // Введение в теорию автоматов, языков и вычислений - Introduction to Automata Theory, Languages, and Computation. – М.: «Вильямс», 2002. – 528 с.
4. Букатова И.Л. Эволюционное моделирование и его приложения. – М.: Наука, 1979. – 134 с.
5. Mealy George H. A Method to Synthesizing Sequential Circuits. — Bell Systems Technical Journal. — P. 1045–1079.
6. Приходько О.Ю. Вопросы алгоритмизации работы технологических систем с использованием SWITCH-технологий / О.Ю. Приходько, А.Н. Ушаков, С.Е. Слипченко С.Е. // Вісник НТУ «ХПІ». Збірник наукових праць. Серія: «Технології в машинобудуванні» – Харків : НТУ «ХПІ», 2016. – № 5 (1177). – С. 66–70.
7. Пермяков А.А. Моделирование структур и систем управления циклом агрегатированных технологических систем на основе конечных автоматов. / А.А. Пермяков, О.Ю. Приходько, С.Е.

Слипченко С.Е. // Вісник НТУ «ХПІ». Збірник наукових праць. Серія: «Технології в машинобудуванні» – Харків : НТУ «ХПІ», 2016. – № 33 (1205). С.74–80

Bibliography (transliterated)

1. Brauer V. *Vvedenie v teoriyu konechnih avtomatov*. [Introduction to the theory of eventual automata.] Moscow, Radio I svjaz. Publ. 1987. 392 p.
2. Belousov A.I., Tkachev S.B. *Diskretnaja matematika* [Discrete mathematics]. Moscow, MGTU, 2006. 744 p.
3. Hopcroft Djon, Motvani Radgiv, Ulman Djefry. Glava 8. *Vvedenie v teoriyu mashin Turinga/VVvedenie v teoriyu avtomatov, jazikov I vichislenij* [Introduction to the theory of machines of Turing // Introduction to the theory of automata, languages and calculations] Introduction to Automata Theory, Languages, and Computation. – Moscow, : «Wiljams», 2002. – 528 p.
4. Bukatova I.L. *Evolucionnoe modelirovanie I ego prilogenija* [Evolutional design and his applications.] Moscow, Nauka Publ., 1996. 352 p.
5. Mealy George H. A Method to Synthesizing Sequential Circuits. — Bell Systems Technical Journal. — P. 1045–1079.
6. Prihodko O.Y., Ushakov O.M., Slipchenko S.E. *Voprosi algoritimizacii raboti tehnologicheskijh sistem s ispolzovaniem SWITCH-tehnologii* [Questions of algorithmization of work of the technological systems with the use of SWITCH are technologies.]. *Visnyk NTU "KhPI"* [Bulletin of the National Technical University "KhPI"]. Kharkov, NTU "KhPI" Publ., 2016, no. 5, pp. 66–70.
7. Permyakov O.A., Prihodko O.Y., Slipchenko S.E. *Modelirovanije struktur I sistem upravlenija ciklom agregatirovanih tehnologicheskijh sistem na osnove konechnih avtomatov* [Design of

structures and control system by the cycle of the plagued technological systems on the basis of eventual automats.]. *Вісник НТУ "Харківський політехнічний інститут"* [Bulletin of the National Technical University "KhPI"]. Kharkov, NTU "KhPI" Publ., 2016, no. 33, pp. 74–80.

Надійшла (received) 05.04.2018

Бібліографічні описи / Библиографические описания / Bibliographic description

Приходько Ольга Юріївна (Приходько Ольга Юрьевна, Olga Prihodko) – кандидат технічних наук, доцент, Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут», доцент кафедри технології машинобудування та металорізальних верстатів; тел.: (057)-720-66-25, ORCID: <https://orcid.org/0000-0002-6452-0465>, e-mail: olmurakami@mail.ru.

Сліпченко Сергій Євгенович (Слипченко Сергей Евгеньевич, Slipchenko Serhii Yevgenovych) – старший викладач Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут»; тел.: (057)-720-66-25, м. Харків, Україна, ORCID: <https://orcid.org/0000-0003-0593-3750>, e-mail: serg.slip@gmail.com.

Євсюкова Фатима Магометбійвна (Евсюкова Фатима Магометбиевна, Fatyma Yevsiukova) – Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут», старший викладач кафедри технології машинобудування та металорізальних верстатів; тел.: (057)-720-66-25, моб. +380979412299; ORCID: <https://orcid.org/0000-0002-9764-4106>, e-mail: evsyukova_fatima@mail.ru

Басова Євгенія Володимирівна (Басова Евгения Владимировна, Yevheniia Basova) – кандидат технічних наук, доц. кафедри Технології машиностроєння і металорежущих станків, Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут», г. Харків, Україна; ORCID: <https://orcid.org/0000-0002-8549-4788>; тел.: (057) 720-66-25; e-mail: e.v.basova.khpi@gmail.com.

Іванова Марина Сергіївна (Иванова Марина Сергеевна, Maryna Ivanova) – кандидат технічних наук, доц. кафедри Технології машиностроєння і металорежущих станків, Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут», г. Харків, Україна; ORCID: <https://orcid.org/0000-0002-0848-6805>; тел.: (057) 720-66-25; e-mail: ivanovamaryna1@gmail.com.