

Н. Я. КАКУРИН, канд. техн. наук, Ю. К. КИРЬЯКОВ,
С. В. КУРГУЗИКОВА, И. Г. ПОЧТОВАЯ

ОБ ОДНОМ ПОДХОДЕ К МИНИМИЗАЦИИ АППАРАТУРНЫХ ЗАТРАТ В МИКРОПРОГРАММНЫХ АВТОМАТАХ

Известно, что микропрограммные автоматы с жесткой логикой реализуются на основе логических и триггерных схем, объединяемых в логическую структуру в соответствии с заданным законом функционирования [1]. Основной проблемой синтеза структуры синхронного микропрограммного автомата является кодирование внутренних состояний. От выбранного варианта кодирования зависят такие характеристики автомата, как сложность реализации, устойчивость работы, надежность и др. Выбор рационального варианта кодирования внутренних состояний с учетом даже одной характеристики автомата осложняется значительным ростом количества вариантов кодирования в функции от числа состояний. Например, для автомата с N внутренними состояниями и неизбыточным кодированием существует

$$2^{\text{int} \log_2 N}! / (2^{\text{int} \log_2 N} - N)! (\text{int} \log_2 N)!$$

различных способов кодирования внутренних состояний.

При проектировании микропрограммных автоматов широкое распространение получил эвристический алгоритм кодирования внутренних состояний [2], минимизирующий суммарное число изменений состояний элементов памяти на всех переходах автомата. Применение этого алгоритма кодирования обеспечивает получение экономичной схемы автомата при использовании в запоминающей части триггеров T , JK , RS , S , R , E и RST типов.

В результате использования эвристического алгоритма кодирования достигается минимальное значение коэффициента качества кодирования K , вычисляемого по формуле

$$K = \sum_{i=1}^{i=L} U_i / L,$$

где U_i — число отметок сигналов возбуждения в строке i структурной таблицы автомата; L — максимальное число строк [3]. Таким образом, коэффициент K имеет смысл среднего числа отметок сигналов возбуждения, приходящихся на одну строку таблицы переходов. Минимальное возможное значение числа отметок U_i сигналов возбуждения для строки с исходным состоянием a_i и состоянием перехода a_j равно единице, так как коды $K(a_i)$ и $K(a_j)$ могут различаться как минимум в одном разряде, максимальное — равно числу разрядов кода n . Экспе-

риментально получены значения K в пределах 1,2—2,1 для автоматов различной сложности с числом внутренних состояний $N=10 \div 128$. При соседнем кодировании (отличие кодов в одном разряде), полученном для всех строк структурной таблицы с $a_i \neq a_j$, коэффициент качества кодирования равен единице.

Анализ матриц переходов триггеров некоторых типов [4] и учет особенностей этих матриц при кодировании внутренних состояний автоматов показал, что для них возможно получение

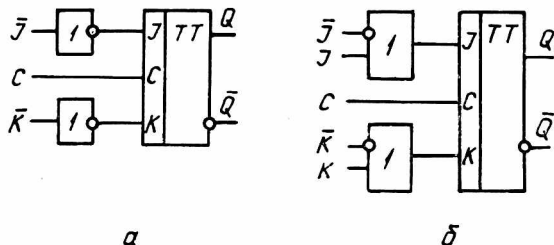


Рис. 1

коэффициента качества кодирования $K < 1$. К таким триггерам относятся триггера с инверсными входами \overline{IK} (а) и \overline{IKIK} (б) типов, реализация которых на основе IK триггера с прямыми входами показана на рис. 1.

Сравним матрицы переходов RS триггера с матрицами переходов \overline{IK} и \overline{IKIK} триггеров:

$$\begin{array}{c|c} R & S \\ \hline 0-0 & b_1 \ 0 \\ 0-1 & 0 \ 1 \ (1), \\ 1-0 & 1 \ 0 \\ 1-1 & 0 \ b_2 \end{array} \quad \begin{array}{c|c} \overline{K} & \overline{I} \\ \hline 0-0 & b_1 \ 1 \\ 0-1 & b_2 \ 0 \\ 1-0 & 0 \ b_3 \\ 1-1 & 1 \ b_4 \end{array} \quad (2),$$

$$\begin{array}{c|c|c|c} \overline{K} & \overline{I} & K & I \\ \hline 0-0 & b_1 & 1 & b_2 & 0 \\ 0-1 & b_1 & b_2 & b_3 & b_2 \vee b_4 \\ 1-0 & b_1 & b_2 & b_1 \vee b_3 & b_4 \\ 1-1 & 1 & b_1 & 0 & b_2 \end{array} \quad (3),$$

Следует отметить, что значения неопределенных коэффициентов b_i и b_j одной строки в общем случае являются зависимыми, в то время как значения коэффициентов b_i разных строк и одного столбца матрицы (3) можно выбрать независимо друг от друга.

Отметка сигналов возбуждения в структурной таблице автомата производится для тех входов триггера, которым в матрице переходов соответствует единичное значение. По этой причине, следуя критерию минимума аппаратных затрат, целе-

сообразно выбрать такие значения зависимых коэффициентов b_i и b_j каждой строки, чтобы суммарное число единиц в строке после доопределения было минимальным. Например, для RS триггера можно принять $b_1=b_2=0$. Тогда следует формировать сигналы возбуждения и производить их отметку в структурной таблице только в случае изменения состояния элемента памяти RS типа на противоположное.

Таким образом, эвристический алгоритм кодирования внутренних состояний, минимизирующий суммарное число изменений состояний элементов памяти, обеспечивает и минимизацию числа отметок сигналов возбуждения, т. е. упрощение комбинационной части автомата.

Иная ситуация имеет место в случае применения в качестве элементов памяти триггеров \overline{IK} и \overline{IKIK} типов. Произведя наиболее выгодное доопределение, получим следующие функции входов RS , \overline{IK} и \overline{IKIK} триггеров:

$$\begin{array}{ccc}
 R & S & \overline{K} \overline{I} \\
 \hline
 0-0 & 0 & 0 \\
 0-1 & 0 & 1 \\
 1-0 & 1 & 0 \\
 1-0 & 0 & 0
 \end{array}
 \quad (4)
 \quad
 \begin{array}{ccc}
 \overline{K} \overline{I} & I & K \\
 \hline
 0-0 & 0 & 1 \\
 0-1 & 0 & 0 \\
 1-0 & 0 & 0 \\
 1-1 & 1 & 0
 \end{array}
 \quad (5)
 \quad
 \begin{array}{ccc}
 \overline{K} \overline{I} & I & K \\
 \hline
 0-0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\
 0-1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
 1-0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
 1-1 & 1 & 0 & 0 & 0
 \end{array}
 \quad (6)$$

Из (5) и (6) следует, что сигналы возбуждения \overline{I} и \overline{K} необходимо формировать только на переходах 0—0 и 1—1, соответствующих условиям сохранения состояний триггеров. Следовательно, для кодирования исходного состояния a_{δ_g} и состояния перехода a_{γ_f} предпочтительными будут такие пары кодовых комбинаций K_{δ_g} и K_{γ_f} , у которых число различающихся разрядов максимально. Максимизация числа изменений состояний элементов памяти с инверсными входами позволит уменьшить суммарное число отметок сигналов возбуждения и упростить комбинационную часть автомата. Последнее обстоятельство указывает на необходимость использования иного критерия для выбора свободного кода и на необходимость построения алгоритма кодирования, учитывающего особенности доопределенных матриц переходов триггеров с инверсными входами.

Алгоритм кодирования внутренних состояний микропрограммных автоматов, рассчитанный на максимизацию суммарного числа изменений состояний элементов памяти с инверсными входами на всех переходах автомата, состоит из следующих этапов.

1. Строим матрицу

$$T = \begin{array}{ccc|c}
 \alpha_1 & \beta_1 & & p_1 \\
 \alpha_2 & \beta_2 & & p_2 \\
 \dots & \dots & & \dots \\
 \alpha_r & \beta_r & & p_r \\
 \dots & \dots & & \dots \\
 \alpha_R & \beta_R & & p_R
 \end{array}$$

Каждая из строк матрицы T означает, что в автомате имеется переход из состояния a_{α_r} в состояние a_{β_r} .

2. Упорядочиваем строки матрицы T , для чего образуем матрицу M следующим образом. В первую строку матрицы M помещаем строку $(\alpha_{i1}, \beta_{i1})$ с наибольшим весом $p(\alpha_{i1}, \beta_{i1})$. Из всех оставшихся строк матрицы T , имеющих общий компонент с парой $(\alpha_{i1}, \beta_{i1})$, выбирается пара $(\alpha_{i2}, \beta_{i2})$ с наибольшим весом p_{i2} и заносится во вторую строку матрицы M и т. д. Процесс упорядочивания строк продолжается до тех пор, пока все пары матрицы T не будут перенесены в матрицу M . Легко видеть, что для матрицы M всегда выполняется условие зацепления

$$\{(\alpha_1, \beta_1) (\alpha_2, \beta_2), \dots, (\alpha_{r-1}, \beta_{r-1})\} \cap \{(\alpha_r, \beta_r)\} \neq \emptyset \quad (r = 2, 3, \dots, z)$$

и по возможности условие упорядочения весов строк $p_1 > p_2 > \dots > p_r > \dots > p_R$.

3. Состояния из первой строки матрицы M кодируем следующим образом:

$$K_{\alpha_{i1}} = 00 \dots 00; \quad K_{\beta_{i1}} = 11 \dots 11.$$

4. Вычеркиваем из матрицы M первую строку, соответствующую закодированным состояниям a_{α_1} и a_{β_1} . В результате получаем матрицу M' .

5. Выбираем из первой строки матрицы M' незакодированный элемент и обозначаем его через γ .

6. Строим матрицу M_γ , выбрав из M' строки, содержащие γ .

Пусть $B_\gamma = \{\gamma_1, \dots, \gamma_f, \dots, \gamma_F\}$ — множество элементов из матрицы M_γ , которые уже закодированы. Их ходы обозначим через $K_{\gamma_1}, \dots, K_{\gamma_f}, \dots, K_{\gamma_F}$.

7. Для каждого K_{γ_f} ($f = \overline{1, F}$) найдем $C_{\gamma_f}^n$ — множество кодов, у которых расстояние Хемминга по отношению к коду K_{γ_f} равно n , и еще не занятых для кодирования состояний автомата. Построим множество $D_\gamma^n = \bigcup_{f=1}^F C_{\gamma_f}^n$. Если $D_\gamma^n = \emptyset$, то

построим новое множество $D_\gamma^{n-1} = \bigcup_{f=1}^F C_{\gamma_f}^{n-1}$, где $C_{\gamma_f}^{n-1}$ — множество кодов, у которых кодовое расстояние до кода K_{γ_f} равно

$(n-1)$. Если и $D_\gamma^{n-1} = \emptyset$, то аналогичным образом находим $D_\gamma^{n-2}, \dots, D_\gamma^k$ до тех пор, пока не найдется $D_\gamma^k \neq \emptyset$ ($k = n, n-1, \dots, 2, 1$). Пусть $D_\gamma^k = \{K_{\delta_1}, \dots, K_{\delta_g}, \dots, K_{\delta_G}\}$.

8. Для каждого K_{δ_g} найдем $d(\delta_g, \gamma_f)$ — кодовое расстояние между K_{δ_g} и всеми использованными кодами K_{γ_f} ($f = \overline{1, F}$).

9. Найдем взвешенную сумму кодовых расстояний

$$W_g = \sum_{\delta_g, \gamma_f \in \Gamma(S)} p(\delta_g, \gamma_f) d(\delta_g, \gamma_f) \quad (g = \overline{1, G}).$$

10. Из множества D_i^k выбираем код K_γ , у которого $W_g = \max W_g$. Элемент γ (состояние a_γ) кодируем кодом K_γ .

11. Из матрицы M' вычеркиваем строки, у которых оба элемента закодированы. Новую матрицу также обозначим через M' . Если в матрице M' не осталось ни одной строки, переходим к п. 12, иначе — к п. 5.

12. Вычисляем коэффициент качества кодирования

$$K = \frac{\sum_{\delta_g, \gamma_f \in \Gamma(S)} p(\delta_g, \gamma_f) d'(\delta_g, \gamma_f)}{\sum_{\delta_g, \gamma_f \in \Gamma(S)} p(\delta_g, \gamma_f)}, \quad (7)$$

где $d'(\delta_g, \gamma_f) = \sum_{l=1}^n d_{pk}^l$ — расстояние между кодовыми комбинациями K_{δ_g} и K_{γ_f} в метрике триггера данного типа; d_{pk} — значение компоненты вектор-строки на переходе pk ; l — номер разряда в кодовой комбинации. Вектор-строка для триггеров $\overline{1}K$ и $\overline{1}KIK$ $d_{pk} = (d_{00}, d_{01}, d_{10}, d_{11}) = (1, 0, 0, 1)$.
Переходим к п. 13.

13. Конец.

h	a_m	$K(a_m)$	a_s	$K(a_s)$	$X(a_m a_s)$	$Y(a_m a_s)$	$F(a_m, a_s)$
1	a_1	000	a_2	001	$z x_1$	—	$\overline{1} \overline{1} \overline{2}$
2			a_3	111	$z \overline{x_1} \overline{x_2}$		$\overline{1} \overline{2}$
3			a_4	110			$\overline{1} \overline{3}$
4	a_2	001	a_3	111	$\overline{x_2}$	y_1	\overline{K}_3
5			a_4	110	x_2		—
6	a_3	111	a_5	101	x_1	y_2	$\overline{K}_1 \overline{K}_3$
7			a_6	010	$\overline{x_1} \overline{x_3}$		\overline{K}_2
8			a_1	000	$\overline{x_1} \overline{x_3}$		—
9	a_4	110	a_5	101	$\overline{x_1}$	y_3	\overline{K}_1
10			a_6	010	$\overline{x_1} \overline{x_3}$		$\overline{K}_2 \overline{1}_3$
11			a_1	000	$\overline{x_1} \overline{x_3}$		$\overline{1}_3$
12	a_5	101	a_6	010	$\overline{x_3}$	y_1	—
13			a_1	000	x_3		$\overline{1}_2$
14	a_6	010	a_1	000	—	y_4	$\overline{1} \overline{1}_3$

Рассмотрим пример кодирования внутренних состояний автомата Мура, заданного прямой структурной таблицей (табл. 1) и реализованного на триггерах с инверсными входами \overline{IK} типа. Из прямой структурной таблицы автомата, заменяя переходы (1,3) и (3,1), а также (1,4) и (4,1) переходом одного типа (1,3) и (1,4), но с суммарным весом, равным сумме весов исходных строк, получаем вначале матрицу T , а после упорядочения строк — матрицу M

$$T = \begin{array}{c|cc} 1 & 2 & 1 \\ 1 & 3 & 2 \\ 1 & 4 & 2 \\ 2 & 3 & 1 \\ 2 & 4 & 1 \\ 3 & 5 & 1 \\ 3 & 6 & 1 \\ 4 & 5 & 1 \\ 4 & 6 & 1 \\ 5 & 6 & 1 \\ 5 & 1 & 1 \\ 6 & 1 & 1 \end{array} \quad M = \begin{array}{c|cc} 1 & 3 & 2 \\ 1 & 4 & 2 \\ 1 & 2 & 1 \\ 2 & 3 & 1 \\ 2 & 4 & 1 \\ 3 & 5 & 1 \\ 3 & 6 & 1 \\ 4 & 5 & 1 \\ 4 & 6 & 1 \\ 5 & 6 & 1 \\ 5 & 1 & 1 \\ 6 & 1 & 1 \end{array}$$

Этап 1.

$$K_1 = 000; \quad K_3 = 111;$$

$$M' = \begin{array}{c|cc} 1 & 4 & 2 \\ 1 & 2 & 1 \\ 2 & 3 & 1 \\ 2 & 4 & 1 \\ 3 & 5 & 1 \\ 3 & 6 & 1 \\ 4 & 5 & 1 \\ 4 & 6 & 1 \\ 5 & 6 & 1 \\ 5 & 1 & 1 \\ 6 & 1 & 1 \end{array} \quad \gamma = 4; \quad M_4 = \begin{array}{c|cc} 1 & 4 & 2 \\ 2 & 4 & 1 \\ 4 & 5 & 1 \\ 4 & 6 & 1 \end{array} \quad B_4 = \{1\}.$$

$$C_1^n \approx \emptyset; \quad C_1^{n-1} = \{110, 101, 011\}.$$

$$W_{110} = 2 \left| \begin{array}{c} 110 \\ 000 \end{array} \right| = 2(1 + 1 + 0) = 4; \quad W_{101} = 2 \left| \begin{array}{c} 101 \\ 000 \end{array} \right| = 2(1 + 0 + 1) = 4;$$

$$W_{011} = 2 \left| \begin{array}{c} 011 \\ 000 \end{array} \right| = 2(0 + 1 + 1) = 4;$$

Выбираем $K_4 = 110$.

Этап 2.

$$M' = \begin{array}{c|cc} 1 & 2 & 1 \\ 2 & 3 & 1 \\ 2 & 4 & 1 \\ 3 & 5 & 1 \\ 3 & 6 & 1 \\ 4 & 5 & 1 \\ 4 & 6 & 1 \\ 5 & 6 & 1 \\ 5 & 1 & 1 \\ 6 & 1 & 1 \end{array} \quad \gamma = 2. \quad M_2 = \begin{array}{c|cc} 1 & 2 & 1 \\ 2 & 3 & 1 \\ 2 & 4 & 1 \end{array} \quad B_2 = \{1, 3, 4\}.$$

$$C_4^n = \emptyset; \quad C_T^n = \{001\}.$$

$$D_2^n = C_4^n = \{001\}.$$

$$W_{001} = \left| \begin{array}{c} 001 \\ 000 \end{array} \right| + \left| \begin{array}{c} 111 \\ 001 \end{array} \right| + \left| \begin{array}{c} 110 \\ 001 \end{array} \right| = (0 + 0 + 1) + (1 + 1 + 0) + (1 + 1 + 1) = 6.$$

Назначаем $K_2 = 001$.

Этап 3.

$$M' = \begin{vmatrix} 3 & 5 & 1 \\ 3 & 6 & 1 \\ 4 & 5 & 1 \\ 4 & 6 & 1 \\ 5 & 6 & 1 \\ 5 & 1 & 1 \\ 6 & 1 & 1 \end{vmatrix} \quad \gamma = 5; \quad M_5 = \begin{vmatrix} 3 & 5 & 1 \\ 4 & 5 & 1 \\ 5 & 6 & 1 \\ 5 & 1 & 1 \end{vmatrix}; \quad B_5 = \{1, 3, 4\}.$$

$$C_1^n = C_3^n = C_4^n = \emptyset.$$

$$C_1^{n-1} = \{101, 011\}; \quad C_3^{n-1} = \{100, 010\};$$

$$C_4^{n-1} = \{101, 011\}. \quad D_5^{n-1} = \{101, 011, 100, 010\}.$$

$$W_{101} = \begin{vmatrix} 101 \\ 111 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 101 \\ 110 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 000 \\ 101 \end{vmatrix} = (0 + 1 + 0) + (0 + 1 + 1) + (1 + 0 + 1) = 5;$$

$$W_{011} = \begin{vmatrix} 011 \\ 111 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 011 \\ 110 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 000 \\ 011 \end{vmatrix} = (1 + 0 + 0) + (1 + 0 + 1) + (0 + 1 + 1) = 5;$$

$$W_{100} = \begin{vmatrix} 100 \\ 111 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 100 \\ 110 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 000 \\ 100 \end{vmatrix} = (0 + 1 + 1) + (0 + 1 + 0) + (1 + 0 + 0) = 4;$$

$$W_{010} = \begin{vmatrix} 010 \\ 111 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 010 \\ 110 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 000 \\ 010 \end{vmatrix} = (1 + 0 + 1) + (1 + 0 + 0) + (0 + 1 + 0) = 4.$$

Выбираем $K_5 = 101$.

Этап 4.

$$M' = \begin{vmatrix} 3 & 6 & 1 \\ 4 & 6 & 1 \\ 5 & 6 & 1 \\ 6 & 1 & 1 \end{vmatrix}; \quad \gamma = 6; \quad C_1^n = C_4^n = \emptyset; \quad C_5^n = \{010\}.$$

$$M_6 = M'; \quad B_6 = \{1, 4, 5\}$$

$$D_5^n = C_5^n = \{010\}.$$

$$W_{010} = \begin{vmatrix} 010 \\ 111 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 010 \\ 110 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 010 \\ 101 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 000 \\ 010 \end{vmatrix} = (1 + 0 + 1) + (1 + 0 + 0) + (1 + 1 + 1) + (0 + 1 + 0) = 7.$$

Принимаем $K_6 = 010$.

Коэффициент качества кодирования составит

$$K = \frac{2 \begin{vmatrix} 111 \\ 000 \end{vmatrix} + 2 \begin{vmatrix} 110 \\ 000 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 001 \\ 000 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 111 \\ 001 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 110 \\ 001 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 101 \\ 111 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 010 \\ 111 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 101 \\ 110 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 101 \\ 110 \end{vmatrix}}{2 + 2 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1}.$$

$$+ \frac{\begin{vmatrix} 010 \\ 110 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 010 \\ 101 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 000 \\ 101 \end{vmatrix} + \begin{vmatrix} 000 \\ 010 \end{vmatrix}}{+ 1 + 1 + 1 + 1} = \frac{0 + 2 + 2 + 1 + 0 + 2 + 1 + 1 + 2 + 0 + 1 + 2}{14} =$$

$$= \frac{14}{14} = 1.$$

Каноническая система булевых функций выходов и функций возбуждения, соответствующих прямой структурной таблице автомата Мура на \overline{JK} триггерах, имеет вид

$$y_1 = a_2 \vee a_5; \quad y_2 = a_3; \quad y_3 = a_4; \quad y_4 = a_6.$$

$$\overline{i}_1 = a_1 z x_1 \vee a_6; \quad \overline{K}_1 = a_3 x_1 \vee a_4 x_1.$$

$$\overline{i}_2 = a_1 z x_1 \vee a_5 x_3; \quad \overline{K}_2 = a_3 x_1 x_3 \vee a_4 x_1 x_3.$$

$$\overline{i}_3 = a_1 z \overline{x}_1 x_2 \vee a_4 x_1 x_3 \vee a_4 \overline{x}_1 x_3; \quad \overline{K}_3 = a_2 x_2 \vee a_3 x_1.$$

Минимизируя данную систему функций, получаем

$$y_1 = a_2 \vee a_5; \quad y_2 = a_3; \quad y_3 = a_4; \quad y_4 = a_6.$$

$$\overline{i}_1 = (a_1 z x_1) \vee a_6; \quad \overline{K}_1 = (a_3 x_1) \vee a_4 x_1.$$

$$\overline{i}_2 = (a_1 z x_1) \vee a_5 x_3; \quad \overline{K}_2 = x_3 (a_3 x_1 \vee (a_4 x_1)).$$

$$\overline{i}_3 = a_1 z \overline{x}_1 x_2 \vee (a_4 x_1) \vee a_6; \quad \overline{K}_3 = a_2 x_2 \vee (a_3 x_1).$$

Полученная система функций приводит к комбинационной схеме, включая и дешифратор состояний (рис. 2), с ценой

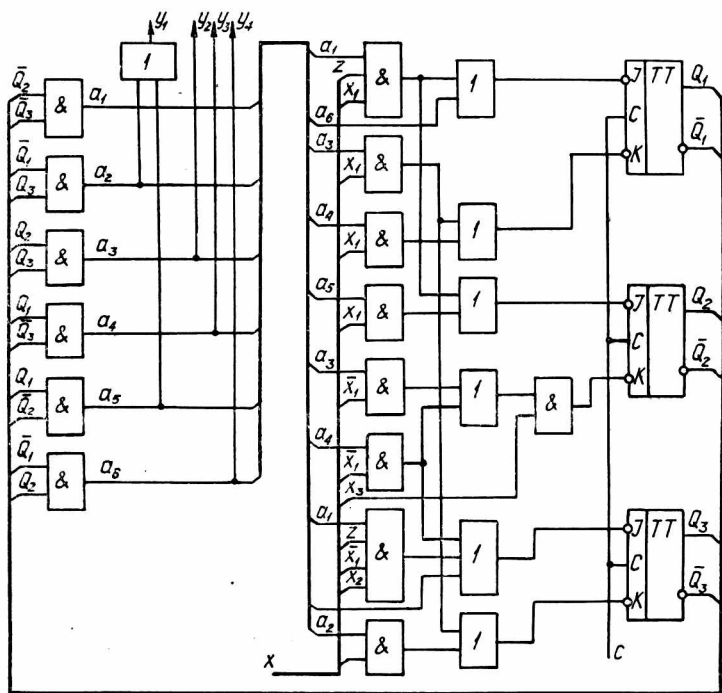


Рис. 2

$C=48$. По сравнению с реализацией данного автомата Мура на RS -триггерах [3], где общие аппаратные затраты $C=55$, экономия числа входов составляет более 12%.

Таким образом, используя в запоминающей части микропрограммных автоматов триггеры с инверсными входами, можно уменьшить аппаратные затраты, что свидетельствует о

целесообразности их применения. Следует, однако, иметь в виду, что окончательный выбор типа элемента памяти при незначительной разнице коэффициентов качества кодирования (для различных вариантов алгоритмов кодирования) нужно делать после анализа аппаратурных затрат, требуемых для совместной реализации полученных систем уравнений.

Список литературы: 1. *Майоров С. А., Новиков Г. И.* Структура электронных вычислительных машин. — Л.: Машиностроение, 1979. — 383 с. 2. *Баранов С. И.* Синтез микропрограммных автоматов. — Л.: Энергия, 1979. — 231 с. 3. *Майоров С. А., Новиков Г. И.* Структура цифровых вычислительных машин. — Л.: Машиностроение, 1970. — 479 с. 4. *Баринов А. К., Какурин Н. Я.* О составлении матриц переходов двоичных триггеров. — Приборостроение, 1979, № 7, с. 52—56.

Поступила в редколлегию 20.12.82.