

УДК 519.95

РЕАЛИЗАЦИЯ АВТОМАТОВ В КРИОТРОННОЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СРЕДЕ ПО ЗАДАННОМУ ГРАФУ СОСТОЯНИЙ

О.Л. Бандман

В [1] изложена методика реализации логических функций в криотронной вычислительной среде, элементы которой выполняют полный набор соединительных функций ("крест с точкой" - элемент "Р", "крест без точки" - элемент "Д" и полное размыкание - элемент "О") и функцию нормально-замкнутого контакта реле. Методика основана на том, что каждой форме задания логической функции в базисе ("И", "ИЛИ", "НЕ") сопоставляется матрица инцидентий $T(t_{ij} = \{0,1\})$, легко преобразуемая в программу настройки вычислительной среды. В [1] показано, как составляется матрица T для автомата, заданного своими каноническими уравнениями.

В настоящей работе предлагается формальный метод построения подобной матрицы инцидентий непосредственно из графа состояний автомата. Этот метод позволяет избежать иногда довольно сложного перехода от графа состояний к каноническим уравнениям.

I. Форма задания автомата

$X = \{x_1, \bar{x}_1, \dots, x_n, \bar{x}_n\}$ - множество входных переменных и их отрицаний;

$R = \{r_1, r_2, \dots, r_r\}$ - множество состояний входа, $r=2$

$Q = \{q_1, \bar{q}_1, \dots, q_r, \bar{q}_r\}$ - множество промежуточных переменных и их отрицаний;

$K = \{x_1, x_2, \dots, x_v\}$ - множество промежуточных состояний $v=2^p$;

$Z = \{z_1, \bar{z}_1, \dots, z_m, \bar{z}_m\}$ - множество выходных переменных и их отрицаний;

$L = \{\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_\ell\}$ - множество состояний выхода.

Пусть автомат задан графом состояний $\mathcal{G}_s$. Множеству вершин графа $\{v_i\}$ сопоставлено множество K , множеству дуг $\{b_{ij}\}$ - множество пар входных и выходных состояний $\{m_{ij}\}$ вида:

$$m_{ij} = \bigvee_{v=1}^{v_{ij}} p_{ij}^v \lambda_{ij}^v, \quad (1)$$

где

$$(p_{ij}^v, \lambda_{ij}^v) \in [R \times L].$$

Входные и промежуточные состояния автомата $p_{ij}^v = o_{ij}^1 o_{ij}^2 \dots o_{ij}^n$ и $x_i = \varepsilon_i^1 \varepsilon_i^2 \dots \varepsilon_i^p$, ($\varepsilon, \varepsilon \in \{0,1\}$), могут быть выражены в виде конъюнкций:

$$\left. \begin{aligned} p_{ij}^v(x) &= x_1^{o_{ij}^1} x_2^{o_{ij}^2} \dots x_n^{o_{ij}^n}, \\ x_i(q) &= q_1^{\varepsilon_i^1} q_2^{\varepsilon_i^2} \dots q_r^{\varepsilon_i^p}, \end{aligned} \right\} \quad (2)$$

где

$$\left. \begin{aligned} x_k^{o_{ij}^k} &= x_k, & \text{если } o_{ij}^k &= 1, \\ x_k^{o_{ij}^k} &= \bar{x}_k, & \text{если } o_{ij}^k &= 0, \end{aligned} \right\} \quad (3)$$

$$\left. \begin{aligned} q_k^{\varepsilon_i^k} &= q_k, & \text{если } \varepsilon_i^k &= 1, \\ q_k^{\varepsilon_i^k} &= \bar{q}_k, & \text{если } \varepsilon_i^k &= 0. \end{aligned} \right\} \quad (4)$$

Подмножества входных и промежуточных переменных, входящих в (2), обозначим соответственно x_{ij}^k и q_i , причем

$$x_{ij}^k = \{x_k^{o_{ij}^k}\} \subset X \quad (k=1,2,\dots,n), \quad q_i = \{q_k^{\varepsilon_i^k}\} \subset Q \quad (k=1,2,\dots,r).$$

Условия детерминированности автомата налагают на функции

$\rho_{ij}(x)$ и $x_i(q)$ следующие ограничения:

$$1) \rho_{ij}(x) \rho_{ik}(x) = 0, \quad i, j, k = 1, 2, \dots, v, \quad (5)$$

$v = 1, 2, \dots, v_{ij}, \mu = 1, 2, \dots, v_{ik}$ при $j = k, v \neq \mu$;

$$2) x_i(q) x_j(q) = 0, \quad i, j = 1, 2, \dots, v; \quad (6)$$

$$3) \bigvee_{j=1}^v \bigvee_{\nu=1}^{v_{ij}} \rho_{ij}^{\nu}(x) = 1, \quad i = 1, 2, \dots, v; \quad (7)$$

$$4) \bigvee_{i=1}^v x_i(q) = 1. \quad (8)$$

Кроме того, для асинхронных автоматов, у которых все состояния устойчивы

$$\bigvee_{\nu=1}^{v_{ij}} \rho_{ij}^{\nu}(x) \geq \bigvee_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^v \bigvee_{\nu=1}^{v_{ij}} \rho_{ij}^{\nu}(x). \quad (9)$$

2. Каскадная реализация автомата

Непосредственный переход от графа состояний автомата к реализующей его схеме в среде осуществляется на основе каскадной реализации [1]. При этом функции переходов и выходов в виде

$$z_h(t) = \Phi[x(t), q(t)], \quad h = 1, 2, \dots, m, \quad (10)$$

$$q_{\kappa}(t+1) = \Psi[x(t), q(t)], \quad \kappa = 1, 2, \dots, p, \quad (11)$$

не используются. Они получаются как результаты выполнения логических операций над некоторыми функциями $d_{j\lambda_i}(x, q)$, характеризующими каждую возможную пару $(x_j, \lambda_i) \in [X \times L]$.

Поставим в соответствие каждому входному состоянию ρ_{ij}^{ν} конъюнкции вида:

$$x_i(q) \rho_{ij}(x) = c_{ij}^{\nu}(q, x). \quad (12)$$

Множество всевозможных конъюнкций $\{c_{ij}^{\nu}\}$ ($i, j = 1, 2, \dots, v, v = 1, 2, \dots, v_{ij}$) обозначим через C . Мощность этого множества

$$C \leq v^2.$$

Разобьем C на подмножества $C_{j\lambda_i}$, где к каждому из них отнесем те c_{ij}^{ν} , которые соответствуют дугам, сходящимся в j -й вершине и отмеченным состоянием выхода λ_i . Объединим элементы подмножеств $C_{j\lambda_i}$ в дизъюнкции вида

$$d_{j\lambda_i}(x, q) = \bigvee_{c_{ij}^{\nu} \in C_{j\lambda_i}} c_{ij}^{\nu}(x, q) \quad (13)$$

и обозначим множество этих дизъюнкций через $D = \{d_{j\lambda_i}\} (i, j = 1, 2, \dots, v)$. Поскольку каждая $d_{j\lambda_i}$ соответствует подмножеству дуг, сходящихся в j -й вершине и отмеченных выходным состоянием λ_i , то есть поставлена в соответствие паре $(x_j, \lambda_i) \in [X \times L]$, то мощность D

$$d \leq v^2. \quad (14)$$

Множество D можно разбить p различными способами на пары подмножеств D'_k и D''_k и m различными способами на пары подмножеств D'_h и D''_h следующим образом:

$$D'_k = \{d_{j\lambda_i}\} \quad - \text{ для всех } j, \text{ для которых } \varepsilon_j^k = 1; \quad (15)$$

$$D''_k = \{d_{j\lambda_i}\} \quad - \text{ для всех } j, \text{ для которых } \varepsilon_j^k = 0; \quad (16)$$

$$D'_h = \{d_{j\lambda_i}\} \quad - \text{ для всех } \lambda_i, \text{ для которых } z_i^h = 1; \quad (17)$$

$$D''_h = \{d_{j\lambda_i}\} \quad - \text{ для всех } \lambda_i, \text{ для которых } z_i^h = 0. \quad (18)$$

При этом из (5 - 8) следует, что

$$D'_k \cup D''_k = D, \quad D'_k \cap D''_k = \emptyset; \quad (19)$$

$$D'_h \cup D''_h = D, \quad D'_h \cap D''_h = \emptyset.$$

Функции перехода и выхода могут быть выражены через дизъюнкции $d_{j\lambda_i}$ и приведены к форме, удобной для каскадной реализации:

$$\left. \begin{aligned} q_{\kappa}(t+1) &= \bigvee_{d_{j\lambda_i} \in D'_k} d_{j\lambda_i}(x, q) = \bigwedge_{d_{j\lambda_i} \in D''_k} \bar{d}_{j\lambda_i}(x, q), \\ \bar{q}_{\kappa}(t+1) &= \bigvee_{d_{j\lambda_i} \in D''_k} d_{j\lambda_i}(x, q) = \bigwedge_{d_{j\lambda_i} \in D'_k} \bar{d}_{j\lambda_i}(x, q), \end{aligned} \right\} \quad (20)$$

$$\left. \begin{aligned} z_h &= \bigvee_{d_{j\lambda_i} \in D'_h} d_{j\lambda_i}(x, q) = \bigwedge_{d_{j\lambda_i} \in D''_h} \bar{d}_{j\lambda_i}(x, q), \\ \bar{z}_h &= \bigvee_{d_{j\lambda_i} \in D''_h} d_{j\lambda_i}(x, q) = \bigwedge_{d_{j\lambda_i} \in D'_h} \bar{d}_{j\lambda_i}(x, q). \end{aligned} \right\} \quad (21)$$

В первом каскаде реализуются все v^2 элементарных конъюнкций $c_{ij}^{\nu}(q, x) \in C$. и некоторые из них объединяются в

дизъюнкции $d_{j\lambda_i}(Q, x) \in D$; во втором каскаде реализуются функции $q_k(t+1)$ и z_h в виде конъюнкций (19) и (20). Из условий (5-8) следует, что множество D образует ортогональную систему функций, удовлетворяющую тем же условиям. Это позволяет все дизъюнкции $d_{j\lambda_i}(Q, x)$ первого каскада реализовать в виде параллельных ветвей, питаемых одним постоянным током. При этом не возникает необходимости в дополнительной организации сверхпроводящих путей [5], поскольку существование такого пути обеспечивается условием истинности дизъюнкции всех $d_{j\lambda_i}$, а условие ортогональности обеспечивает его единственность. Для функций второго каскада эти условия обеспечиваются соотношениями (19).

3. Матрица инцидентий асинхронного автомата

Графу состояний g_s поставим в соответствие матрицу инцидентий $R = [r_{\alpha\beta}]$ порядка $\alpha \times \beta$, где $\alpha \in A$, $\beta \in B$, A и B - множества строк и столбцов соответственно. Множеству A ставится в соответствие объединение C, Q и Z , а множеству B - объединение X, Q и D . В соответствии с этим $A = A_C \cup A_Q \cup A_Z$, $B = B_X \cup B_Q \cup B_D$, где A_C, A_Q, A_Z, B_X, B_Q и B_Z - подмножества строк и столбцов, соответствующих элементам C, Q, Z, X и D , ($A_C \sim C, A_Q \sim Q$ и т.д.).

Разобьем матрицу R на 9 подматриц: $R_{cx}, R_{cq}, R_{qx}, R_{qq}, R_{qd}, R_{zx}, R_{zq}, R_{cd}, R_{zd}$ (рис. I). Элементами каждой из них являются пересечения подмножеств элементов соответствующих строк и столбцов. Построение R -матрицы удобно вести, рассматривая каждую её подматрицу отдельно.

I. R_{cx} - матрица инцидентий подмножеств x_{ij}^v в x .

$$\left. \begin{aligned} r_{\alpha\beta} &= 1, \text{ если } \alpha \sim c_{ij}^v, \beta \sim x_k \in x_{ij}^v, \\ r_{\alpha\beta} &= 0, \text{ если } \alpha \sim c_{ij}^v, \beta \sim x_k \notin x_{ij}^v. \end{aligned} \right\} \quad (22)$$

Расстановка единиц и нулей в R_{cx} сводится к последовательной записи всех наборов ρ_{ij}^v в строках R_{cx} , причем если $\rho_{ij}^v = 1$, то единица ставится в столбец $\beta \sim x_k$, если $\rho_{ij}^v = 0$, то единица ставится в столбец $\beta \sim \bar{x}_k$. Одни и те же наборы следует записывать столько раз, сколько они встречаются на изображении графа.

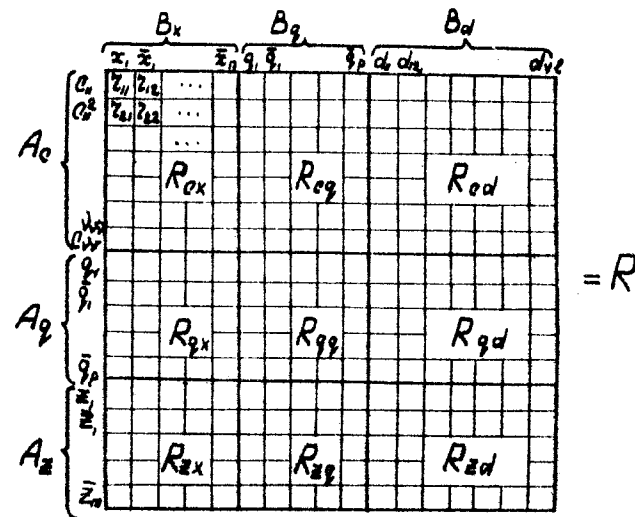


Рис. I.

2. R_{cq} - матрица инцидентий подмножеств q_i в Q .

$$\left. \begin{aligned} r_{\alpha\beta} &= 1, \text{ если } \alpha \sim c_{ij}^v, \beta \sim q_k \in q_i, \\ r_{\alpha\beta} &= 0, \text{ если } \alpha \sim c_{ij}^v, \beta \sim q_k \notin q_i. \end{aligned} \right\} \quad (23)$$

Расстановка единиц и нулей в R_{cq} производится простым перечислением кодов состояний так, что, если $\varepsilon_i^k = 1$, то единица ставится в столбец $\beta \sim q_k$, а если $\varepsilon_i^k = 0$, то единица ставится в столбец $\beta \sim \bar{q}_k$.

3. R_{cd} - транспонированная матрица инцидентий подмножества $c_{j\lambda_i}$ в C .

$$\left. \begin{aligned} r_{\alpha\beta} &= 1, \text{ если } \alpha \sim c_{ij}^v \in c_{j\lambda_i}, \beta \sim d_{j\lambda_i}, \\ r_{\alpha\beta} &= 0, \text{ если } \alpha \sim c_{ij}^v \notin c_{j\lambda_i}, \beta \sim d_{j\lambda_i}. \end{aligned} \right\} \quad (24)$$

4. R_{qq} - квадратная диагональная единичная матрица.

$$\left. \begin{aligned} r_{\alpha\beta} &= 1, \text{ если } \alpha \sim q_k, \beta \sim q_k, \\ r_{\alpha\beta} &= 0, \text{ если } \alpha \sim q_k, \beta \sim q_i, k \neq i. \end{aligned} \right\} \quad (25)$$

5. R_{qd} - матрица инцидентий подмножеств d_k' и d_k'' в D .

$$\left. \begin{aligned} r_{\alpha\beta} &= 1, \text{ если } \alpha \sim q_k, \beta \sim d_{j\lambda_i} \in d_k' \text{ или } \alpha \sim \bar{q}_k, \beta \sim d_{j\lambda_i} \in d_k'', \\ r_{\alpha\beta} &= 0, \text{ если } \alpha \sim q_k, \beta \sim d_{j\lambda_i} \in \bar{d}_k' \text{ или } \alpha \sim \bar{q}_k, \beta \sim d_{j\lambda_i} \in \bar{d}_k''. \end{aligned} \right\} \quad (26)$$

6. R_{zd} - матрица инцидентий подмножеств D'_h и D''_h в D .
 $\tau_{\alpha\beta} = 1$, если $\alpha \sim z_h, \beta \sim d_{j\lambda_i} \in D'_h$, или $\alpha \sim \bar{q}_k, \beta \sim d_{j\lambda_i} \in D''_h$,
 $\tau_{\alpha\beta} = 0$, если $\alpha \sim z_h, \beta \sim d_{j\lambda_i} \in D''_h$ или $\alpha \sim \bar{q}_k, \beta \sim d_{j\lambda_i} \in D'_h$. (27)
 7. Матрицы R_{qx} , R_{zx} и R_{zq} - нулевые.

4. Матрица инцидентий синхронного автомата

В синхронных автоматах сигналы, соответствующие $q_k(t+1)$, должны передаваться в цепи q_k только после прихода тактирующих импульсов. Поэтому необходима организация дополнительных запоминающих цепей, срабатывающих от этих импульсов. В качестве таких цепей можно использовать параллельные ветви второго каскада, реализующие функции $q_k(t+1)$, а выходы их соединить с входами q_k через промежуточный третий каскад, в котором выполняется только функция отрицания. Для получения задержки на такт питание второго каскада должно производиться от генератора тактирующих импульсов.

В связи с этим в матрицу инцидентий синхронного автомата $R'[\tau'_{\alpha\beta}]$ приходится вводить дополнительно $2p$ строк (A'_q) и $2p$ столбцов (B'_q). В полученных (в результате добавления строк A'_q и столбцов B'_q) подматрицах единицы ставятся только на пересечениях строк и столбцов, соответствующих одинаковым промежуточным переменным:

$$\tau'_{\alpha\beta} = 1, \text{ если } \alpha \in A'_q, \beta \in B'_q, \alpha \sim q_i, \beta \sim q_k, i=k, \\ \tau'_{\alpha\beta} = 0, \text{ если } \alpha \in A'_q, \beta \in B'_q, \alpha \sim q_i, \beta \sim q_k, i \neq k. \quad (28)$$

Остальные подматрицы строятся по тем же правилам, что и для асинхронного автомата за исключением R_{qq} , которая из единичной превращается в нулевую (рис.2).

5. Сокращение матрицы инцидентий

Матрица инцидентий автомата может оказаться сократимой. Это значит, что в ней может быть уменьшено число строк или столбцов без изменения логических функций автомата.

Поскольку каждая строка $\alpha \in A_q$ или $\alpha \in A_z$ реализует отдельную функцию второго каскада, то из A_q и A_z могут

быть исключены только те строки и столбцы, которые имеют себе равные в тех же подмножествах. Такая ситуация мало вероятна, если заданный автомат подвергался рассмотрению с целью минимизации числа состояний.

Наиболее вероятными оказываются случаи, когда удастся исключить часть строк из A_c . Эта операция полностью соответствует сокращению д.н.ф. путем тождественных преобразований и сводится к применению следующих правил.

$R' =$

	B_x				B_q				B_d				B'_q			
	$x_1, \bar{x}_1, \dots, \bar{x}_p$	$q_1, \bar{q}_1, \dots, \bar{q}_p$	$d_1, \bar{d}_1, \dots, \bar{d}_p$	$q'_1, \bar{q}'_1, \dots, \bar{q}'_p$												
A_c																
A_q																
A_z																
A'_q																

В ячейках матрицы указаны подматрицы: $R_{cx}, R_{cq}, R_{cd}, R_{cq'}$ для строк A_c ; $R_{qx}, R_{qq}, R_{qd}, R_{qq'}$ для строк A_q ; $R_{zx}, R_{zq}, R_{zd}, R_{zq'}$ для строк A_z ; $R_{q'x}, R_{q'q}, R_{q'd}, R_{q'q'}$ для строк A'_q .

Рис. 2.

1. Если в подмножестве строк $A_{c_j\lambda_i} \sim c_{j\lambda_i}$ какая-либо строка α_1 покрывает другую α_2 , т.е. $\tau_{\alpha_1\beta_i} \neq \tau_{\alpha_2\beta_i}$ ($i = 1, 2, \dots, v$), то α_1 -ю строку можно вычеркнуть.

2. Если в подмножестве строк $A_{c_j\lambda_i} \sim c_{j\lambda_i}$ существует пара строк α_1 и α_2 , различающихся только двумя элементами в столбцах β_1 и β_2 , соответствующих одной и той же переменной ($\beta_1 \sim x, \beta_2 \sim \bar{x}$, или $\beta_1 \sim q_1, \beta_2 \sim \bar{q}_1$), то

одну из этих строк можно вычеркнуть, причем в оставшейся следует поставить нули в обоих столбцах: β_1 и β_2 . В автоматах на устойчивых состояниях каждая пара $(\rho_{ij}^v, \lambda_{ij}^v)$ на дуге v_{ij} имеет ей равную $(\rho_{jj}^v, \lambda_{jj}^v)$ на дуге v_{jj} . Если при этом x_i отличается от x_j только одним знаком, то строка $\alpha \sim c_{ij}^v$ исключается. Более того, если при составлении графа $\mathcal{G}_s$ применялось противогоночное кодирование, то все строки

$\alpha \sim c_{ij}^v$ ($i \neq j$) исключаются, а в оставшихся строках c_{jj}^v

все элементы в столбцах $\beta \sim q_k$, для которых $\varepsilon_j^k \neq \varepsilon_i^k$, заменяются на нули.

Учитывая возможность минимизации матрицы для асинхронных автоматов с устойчивыми состояниями, можно сразу строить сокращенную R -матрицу. При этом подмножество A_c должно состоять только из строк и столбцов, соответствующих c_{jj}^v ($j=1,2,\dots,v$).

6. Переход от матрицы инцидентий к программе настройки

Переход от матрицы инцидентий к программе настройки среды производится следующим образом.

1. Каждому элементу матрицы ставится в соответствие элемент вычислительной среды.

2. В подматрицах R_{cx} , R_{cq} , R_{qd} , R_{zd} и $R_{q'q'}$ всем единицам ставятся в соответствие элементы F .

3. В подматрицах R_{cd} , R_{qq} , $R_{q'q'}$, $R_{q'q}$ и $R_{q'q'}$ всем единицам ставятся в соответствие элементы D .

4. Всем нулям ставятся в соответствие элементы D .

5. К подматрице R_{cx} слева приписывается столбец из P -элементов. К подматрице R_{zd} (или R_{qd}) снизу приписывается строка P -элементов. Эти строки и столбец являются узловыми точками для подвода тока питания первого каскада.

6. Справа к подматрице R_{qd} и R_{zc} (или $R_{q'q'}$ и $R_{z'q'}$ для синхронного автомата) приписываются блоки π_q' и π_z' размерами $(2p \times p)$ и $(2m \times m)$ (рис.3).

$$\pi_q' = \begin{matrix} & 1 & 2 & \dots & p \\ \begin{matrix} q_1 \\ q_2 \\ \vdots \\ q_p \end{matrix} & \begin{matrix} p & d & \dots & d \\ p & d & \dots & d \\ d & p & \dots & d \\ d & p & \dots & d \\ d & d & \dots & p \\ d & d & \dots & p \end{matrix} \end{matrix}$$

$$\pi_z' = \begin{matrix} & 1 & 2 & \dots & m \\ \begin{matrix} z_1 \\ z_2 \\ \vdots \\ z_m \end{matrix} & \begin{matrix} p & d & \dots & d \\ p & d & \dots & d \\ d & p & \dots & d \\ d & p & \dots & d \\ d & d & \dots & p \\ d & d & \dots & p \end{matrix} \end{matrix}$$

Рис. 3.

Сверху к R_{cq} приписывается блок π_q'' , имеющий вид транспонированного π_q' . Каждая строка π_q'' совместно с соответствующим столбцом π_q' образует пару узловых точек для подвода и отвода тока питания второго каскада.

7. При реализации синхронного автомата к R_{qx} слева и к $R_{q'q'}$ снизу приписываются блоки π_q' и π_q'' соответственно, в которых каждая пара строк образует узловые точки для подвода и отвода тактирующих импульсов.

8. Строки программы $\alpha_i \in A_z$ ($i=1,2,\dots,2m$) являются выходами автомата.

9. Входами автомата являются столбцы $\beta_k \in B_x$ ($k=1,2,\dots,2n$).

6. Оценка сложности реализации автомата в среде

Сложностью реализации автомата в среде, очевидно, надо называть число элементов среды, занятых схемой автомата. Поскольку при переходе от матрицы инцидентий к программе настройки размеры последней определяются размерностью R (или R'), то сложность реализации может быть выражена непосредственно через число входных, промежуточных и выходных состояний.

Размерность матриц R и R' легко определяется через мощности множеств A и B .

$$|R| = (a \times b) = (c + 2m + 2p)(2n + 2p + d), \quad (29)$$

$$|R'| = (a' \times b') = (c + 2m + 4p)(2n + 4p + d).$$

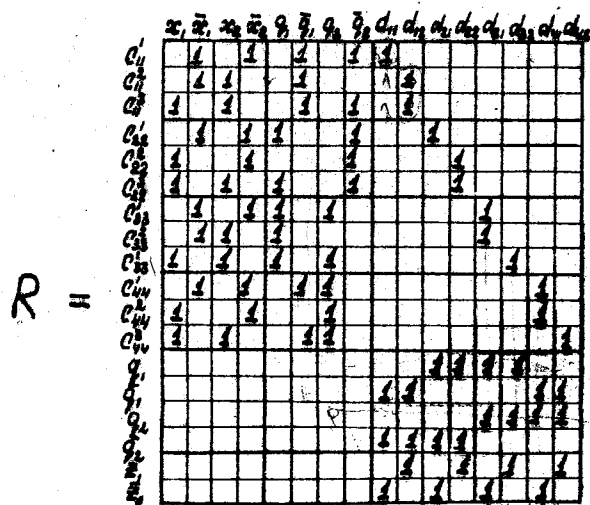
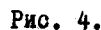


Рис. 5.

Для асинхронного и синхронного автоматов соответственно

$$\begin{aligned} N(\tau, \ell, \nu) &\leq [\nu\tau + \log_2(\nu\ell)^2 + 1][\nu\ell + \log_2(\nu\tau)^2 + 1] + 2[(\log_2\nu)^2 + (\log_2\ell)^2], \\ N'(\tau, \ell, \nu) &\leq [\nu\tau + \log_2(\nu\ell^2)^2 + 1][\nu\ell + \log_2(\nu^2\tau)^2 + 1] + 4[(\log_2\nu)^2 + (\log_2\ell)^2]. \end{aligned} \quad (30)$$

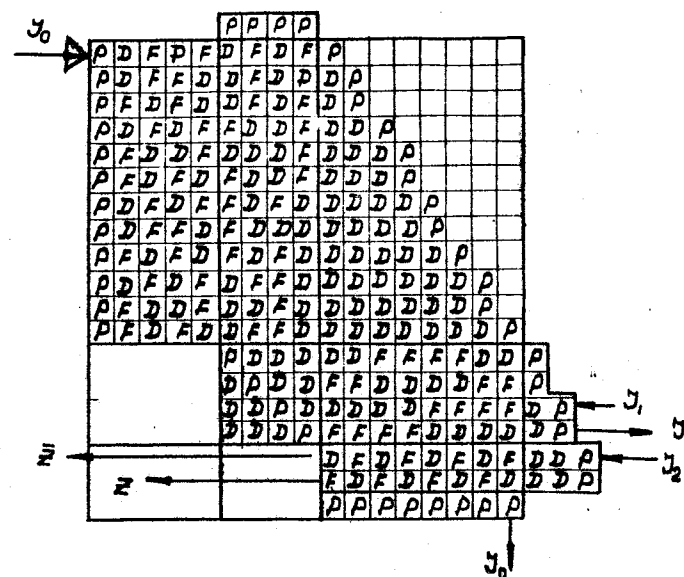


Рис. 6.

ПРИМЕР. Асинхронный автомат задан графом состояний (рис.4). Сокращенная матрица R имеет размерность $(\alpha \times \beta) = 18 \times 16$ и изображена на рис.5, а соответствующая ей программа настройки - на рис. 6.

ЛИТЕРАТУРА

1. О.Л.БАНДМАН. Реализация автоматов в криотронной вычислительной среде. Труды I Всесоюзной конференции по вычислительным системам, вып.2 - 1968.
2. Э.В.ЕВРЕИНОВ, Ю.Г.КОСАРЕВ. Вычислительные системы высокой производительности, Новосибирск, 1966.

3. А.А.КОЙФМАН, В.А.СКОРОБОГАТОВ. Программирование для плоской вычислительной среды. Вычислительные системы, вып.26, Новосибирск, 1967.
4. Н.Е.КОБРИНСКИЙ, Б.А.ТРАХТЕНБЕРГ. Введение в теорию конечных автоматов, Москва, 1964.
5. Дж.БРЭМЕР. Сверхпроводящие устройства, Москва, 1964.

Поступила в редакцию
9.У1.1968 г.