EESTI NSV TEADUSTE AKADEEMIA TOIMETISED. 23. KÖIDE
FÜÜSIKA * MATEMAATIKA. 1974, NR. 2

ИЗВЕСТИЯ АКАДЕМИИ НАУК ЭСТОНСКОЙ ССР. ТОМ 23
ФИЗИКА * МАТЕМАТИКА. 1974, № 2

https://doi.org/10.3176/phys.math.1974.2.06

УДК 681.142.01

А. СИЙМОН

ЕЩЕ О МЕТОДЕ ОБРАЗОВАНИЯ ВЕКТОРНО-ВРЕМЕННЫХ ПЕРЕКЛЮЧАТЕЛЬНЫХ ФУНКЦИЙ ОТ МИКРОПРОГРАММ

В [1] был предложен метод образования векторно-временных переключательных функций (ВП-функций) [2–8] от микропрограмм в регулярной записи [9]. В [10] было показано, что этот метод позволяет сделать дальнейшие уточнения и расширения. Там же были введены понятие приведенной формы микропрограмм в регулярной записи и метод определения временных координат существования для установочных и управляющих сигналов. В данной работе рассмотрим вопросы образования булевых аналогов [1] для микроопераций и вопросы построения управляющей части синтезируемого автомата.

В [1] было предложено для образования булевых аналогов функций возбуждения и выходов для триггеров разрядов регистров составить таблицы соответствия, из которых, в свою очередь, получить таблицы переходов и выходов для автоматов Мили и т. д., но этот путь не всегда самый экономичный. В литературе для многих микроопераций уже есть хорошо разработанные булевые аналоги функций возбуждения (напр., микрооперация суммирования содержимых двух регистров). Часто оказывается более целесообразным получать таблицы переходов непосредственно от микроопераций, если последние несложны. Из таких микроопераций можно назвать сдвиги в обе стороны (напр., сдвиг содержимого регистра вправо на один разряд). В том случае, если указанные выше приемы не применимы, следует обратиться к общему методу, т. е. составить таблицу соответствия, из нее получить таблицу переходов и выходов для автомата Мили и т. д.

Так как данная работа продолжает метод [10], то применяем ее без ссылок.

Перейдем к построению управляющей части синтезируемого автомата [1]. Предполагаем, что синтезируемый автомат задан множеством микропрограмм $\mathfrak{Q}$, где $\mathfrak{Q} = \{Q_1, Q_2, \ldots, Q_q, \ldots, Q_{q'}\}$, а q — порядковый номер микропрограммы во множестве $\mathfrak{Q}$. Предполагаем также, что для каждой микропрограммы Q_q образованы все максимальные, укороченные и минимальные пути.

Введем следующие обозначения: $\mathfrak{M}_q$ — множество всех микроопераций m из микропрограммы Q_q; $N_\pi^{(q)(\mathfrak{R})}$ — π-й полный относительно множества микроопераций $\mathfrak{R}$ путь, т. е. любой путь полностью совершающий работу микропрограммы Q_q по одной ветви дерева, изображающей Q_q; $\mathfrak{N}_\pi^{(q)}$ — множество всех t_k из π-го пути выполнения микропрограммы $\mathfrak{Q}_q$; $\mathfrak{N}_\eta^{(q)}$ — множество всех t_k из η-го пути выполнения микропрограммы Q_q; $N_{\max}^{(q)(\mathfrak{K})(\eta)}$ — η-й максимальный относительно множества микроопераций $\mathfrak{R}$ путь выполнения микропрограммы Q_q; $h(\ldots)$ — мощность множества, символ которого заключен в эти круглые скобки.

Кроме того, введем предикаты и определим их следующим образом: $P(Q_{q_s}, Q_{q_w})$ — истинный, если микропрограмма Q_{q_s} выполняется раньше выполнения микропрограммы Q_{q_w}, и ложный в противном случае, причем $q_s \neq q_w$, где q_s и q_w — какие-то значения q; $R(Q_q, N_\pi^{(q)(\mathfrak{K})})$ — истинный, если микропрограмма Q_q выполняется по пути $N_\pi^{(q)(\mathfrak{K})}$, и ложный в противном случае.

Приведем теорему, которая позволит вместо рассмотрения всех полных путей выполнения каждой микропрограммы $Q_q \in \mathfrak{Q}$ ограничиться рассмотрением всех максимальных путей выполнения каждой микропрограммы $Q_q \in \mathfrak{Q}$.

Теорема 1. *Если для двух микропрограмм Q_{q_s} и Q_{q_w} выполняется условие*

$$(\forall \eta_s)(\forall \eta_w)\left(\left(P(Q_{q_s}, Q_{q_w}) \cdot R(Q_{q_s}, N_{\max}^{(q_s)(\mathfrak{K}_s)(\eta_s)}) \cdot R(Q_{q_w}, N_{\max}^{(q_w)(\mathfrak{K}_w)(\eta_w)}\right) \supset \max_{\mathfrak{N}_{\eta_s}^{(q_s)}} t_k < \min_{\mathfrak{N}_{\eta_w}^{(q_w)}} t_k\right),$$

где η_s и η_w — какие-то значения η, а $\mathfrak{R}_s$ и $\mathfrak{R}_w$ — какие-то значения $\mathfrak{R}$, то для этих же микропрограмм выполняется условие

$$(\forall \pi_s)(\forall \pi_w)\left(\left(P(Q_{q_s}, Q_{q_w}) \cdot R(Q_{q_s}, N_{\pi_s}^{(q_s)(\mathfrak{K}_s)}) \cdot R(Q_{q_w}, N_{\pi_w}^{(q_w)(\mathfrak{K}_w)}\right) \supset \max_{\mathfrak{N}_{\pi_s}^{(q_s)}} t_k < \min_{\mathfrak{N}_{\pi_w}^{(q_w)}} t_k\right),$$

где π_s и π_w — какие-то значения π.

Доказательство. Рассмотрим два случая: 1) окончание выполнения микропрограммы Q_{q_s} вызывает начало выполнения микропрограммы Q_{q_w}; 2) начало выполнения микропрограммы Q_{q_w} зафиксировано.

В первом случае справедливость теоремы очевидна. Во втором случае для доказательства отметим, что отрезок времени выполнения микропрограммы Q_{q_s} по любому полному пути $N_{\pi_s}^{(q_s)(\mathfrak{K}_s)}$ не может быть больше максимального отрезка времени выполнения микропрограммы Q_{q_s} по самому длинному максимальному пути. Теорема 1 доказана.

Далее, разобьем множество $\mathfrak{Q}$ на ряд непересекающихся подмножеств $\mathfrak{Q}_\mu$ ($\mu = 1, 2, 3, \ldots, \mu_1 \leqslant q'$) с максимально возможной мощностью таким образом, чтобы в одно и то же множество $\mathfrak{Q}_\mu$ попали непересекающиеся по времени выполнения микропрограммы. Этот процесс образования множеств $\mathfrak{Q}_\mu$ произведем рекурсивно, т. е. первым образуем множество $\mathfrak{Q}_{\mu=1}$. Затем из элементов множества $\mathfrak{Q}$, не охваченных множеством $\mathfrak{Q}_{\mu=1}$, образуем множество $\mathfrak{Q}_{\mu=2}$ и т. д. Образование каждого множества $\mathfrak{Q}_\mu$ произведем также рекурсивно, т. е. прибавим к элементам Q_{q_b} $(b=1,2,3,\ \dots,\ s)$, уже имеющимся во множестве $\mathfrak{Q}_\mu$, новые элементы Q_{q_w}, не охваченные еще множеством $\mathfrak{Q}_\mu$, согласно условиям (1), приведенным ниже.

$$
\left\{
\begin{aligned}
&(\forall q_s)\Big(h\big(\big(\bigcup_{b=1}^{s}\mathfrak{M}_{q_b}\big)\cap\mathfrak{M}_{q_w}\big)=\max_{q_v\in\mathfrak{P}_{q_s}} h\big(\big(\bigcup_{b=1}^{s}\mathfrak{M}_{q_b}\big)\cap\mathfrak{M}_{q_v}\big)-K\Big),\\
&\mathfrak{P}_{q_s}=\mathfrak{P}\setminus\Big(\bigcup_{r=1}^{\mu-1}\mathfrak{P}_r\cup\bigcup_{b=1}^{s}\{q_b\}\Big),\\
&(\forall q)(Q_q\in\mathfrak{Q}\supset q\in\mathfrak{P}),\\
&(\forall q_b)\ (Q_{q_b}\in\mathfrak{Q}_\mu\supset q_b\in\mathfrak{P}_\mu),\\
&K=0,\ 1,\ 2,\ \dots,\\
&(\forall\eta_b)(\forall\eta_w)(\forall q_b)\Big(\Big(P(Q_{q_b},Q_{q_w})\cdot R(Q_{q_b},N_{\max}^{(q_b)(\mathfrak{X}_b)(\eta_b)})\cdot\\
&\cdot R(Q_{q_w},N_{\max}^{(q_w)(\mathfrak{X}_w)(\eta_w)})\supset\max_{\mathfrak{N}_{\pi_b}^{(q_b)}}t_k<\min_{\mathfrak{N}_{\pi_w}^{(q_w)}}t_k\Big)\vee\\
&\vee P(Q_{q_w},Q_{q_b})\cdot R(Q_{q_b},N_{\max}^{(q_b)(\mathfrak{X}_b)(\eta_b)})\cdot R(Q_{q_w},N_{\max}^{(q_w)(\mathfrak{X}_w)(\eta_w)})\supset\\
&\supset\max_{\mathfrak{N}_{\pi_w}^{(q_w)}}t_k<\min_{\mathfrak{N}_{\pi_b}^{(q_b)}}t_k\Big),\\
&Q_{q_w}\in\mathfrak{Q}'_\mu,\ \mathfrak{Q}'_\mu=\mathfrak{Q}\setminus\Big(\bigcup_{r=1}^{\mu-1}\mathfrak{Q}_r\cup\bigcup_{b=1}^{s}\{Q_{q_b}\}\Big).
\end{aligned}
\right.
\tag{1}
$$

В (1) значение K выбираем минимально возможным, а q_v — какое-то значение q, причем $m^{(\varepsilon)}$ $(\varepsilon=1,2,3,\ \dots)$ не считаем различными микрооперациями.

Прибавление к множеству $\mathfrak{Q}_\mu$ новых элементов Q_{q_w} производим до тех пор, пока во множестве $\mathfrak{Q}'_\mu$ не найдутся элементы Q_{q_w}, выполняющие условия (1). Заметим при этом, что первый элемент множества $\mathfrak{Q}_\mu$ для каждого значения μ выбирается произвольно из элементов множества $\mathfrak{Q}'_\mu$, а проверка выполнения условий (1) для элементов $\mathfrak{Q}_\mu$ начинается со второго элемента. Если таких элементов $Q_{q_w}\in\mathfrak{Q}'_\mu$ больше нет, то увеличиваем значение μ на «1» и производим описанную выше процедуру для нового значения μ. Такой процесс продолжаем до полного охвата всех элементов множества $\mathfrak{Q}$ множествами $\mathfrak{Q}_\mu$.

Далее, введем понятие операции псевдодизъюнкции сигналов.

Определение 1. Назовем псевдодизъюнкцией сигналов сигнал $\tau^{\Delta}_{\varphi_a}$, который получают из сигналов-аргументов $\tau^{\Delta}_{\Omega_a}$ следующим образом: модуль сигнала $\tau^{\Delta}_{\varphi_a}$ принимает значение «1» в том случае, если по крайней мере один ее сигнал-аргумент $\tau^{\Delta}_{\Omega_a}$ принимает значение «1». Величина φ_a представляет собой множество, а его элементами будут все множества Ω_a сигналов-аргументов $\tau^{\Delta}_{\Omega_a}$. Сигнал $\tau^{\Delta}_{\varphi_a}$ принимает в каждом конкретном случае единичное значение только на тех множествах отрезков времени Ω_a, на которых в каждом конкретном случае принимают единичное значение ее сигналы-аргументы $\tau^{\triangle}_{\Omega_a}$. На остальных отрезках времени $\tau^{\triangle}_{\varphi_a}=0$. Знаком псевдодизъюнкции служит знак «∇».

Обозначим множество всех $\tau^{*}_{t_k}$ на η-м максимальном относительно микрооперации $m_\rho \in \mathfrak{R}$ пути через $\mathfrak{M}^{(\eta)}_{m_\rho}$, где

$$m_\rho=\begin{cases} m^{(\varepsilon)}, & \text{если } m=m^{(\varepsilon)};\\ m, & \text{если } m\neq m^{(\varepsilon)}.\end{cases}$$

Образуем сигналы $\tau^{*(m_\rho)}_{\Omega_b}$, где $b = a_\eta$, а a_η — значение a на η-м максимальном пути, и $\tau^{*(m_\rho)}_{\varphi_a}$ следующего вида:

$$\begin{cases} \tau^{*(m_\rho)'}_{\Omega_b} = \bigvee\limits_{\mathfrak{M}^{(\eta)}_{m_\rho}} \tau^{*}_{t_k},\\ b=a_\eta;\end{cases} \tag{2}$$

$$\begin{cases} \tau^{*(m_\rho)}_{\varphi_a} = \mathop{\nabla}\limits_{\eta\in\mathfrak{E}_{m_\rho}} \tau^{*(m_\rho)}_{\Omega_b},\\ b=a_\eta,\\ \varphi_a = \bigcup\limits_{\eta\in\mathfrak{E}_{m_\rho}} \{\Omega_{a_\eta}\},\end{cases} \tag{3}$$

где $\mathfrak{E}_{m_\rho}$ — множество всех порядковых номеров η максимальных относительно микрооперации $m_\rho \in \mathfrak{R}$ путей.

Отметим, что сигналы $\tau^{*(m_\rho)}_{\Omega_b}$, где $b = a_\eta$, и $\tau^{*(m_\rho)}_{\varphi_a}$ можно образовать для любого пути, если соответствующим образом переименовать множества $\mathfrak{M}^{(\eta)}_{m_\rho}$ и $\mathfrak{E}_{m_\rho}$. Таким образом, для любого множества путей $\mathfrak{N}_q$ выполнения микропрограммы Q_q справедлива

Т е о р е м а 2. *При каждом конкретном выполнении микропрограммы Q_q сигнал $\tau^{*(m_\rho)}_{\varphi_a}$ принимает единичное значение на всех отрезках времени только одного множества Ω_a — элемента множества φ_a.*

Д о к а з а т е л ь с т в о. В каждом конкретном случае выполнение микропрограммы Q_q происходит только по одному пути, т. е. при выполнении этой микропрограммы образуется только один сигнал $\tau^{*(m_\rho)}_{\Omega_b}$, где $b = a_\pi$, а π — порядковый номер пути.

Т е о р е м а 3. *Для всех максимальных путей выполнения микропрограммы Q_q и каждого сигнала $\tau^{*(m_\rho)}_{\varphi_a}$, образованного по* (3), *все элементы Ω_{a_η} данного множества φ_a равномощны.*

Д о к а з а т е л ь с т в о. Если микрооперация m_ρ находится вне итерационных скобок с условием α_j, то она выполняется один раз и множество Ω_{a_η} имеет мощность «1». Если микрооперация m_ρ находится в итерационных скобках с условием α_j, то при неизменных значениях α_j и β_i (как это имеет место для максимальных путей) микрооперация m_ρ выполняется столько раз, сколько раз выполняются данные итерации с условием α_j, и соответствующие мощности множеств Ω_{a_η} одинаковы и равняются количеству выполнения этих итераций.

Теорема 4. *Для всех минимальных путей выполнения микропрограммы Q_q и каждого сигнала $\tau^{*(m_\rho)^{\cdot}}_{\varphi_a}$ все элементы Ω_{a_π} данного множества φ_a равномощны.*

Доказательство аналогично доказательству теоремы 3.

Определение 2. Назовем временным изображением $\tilde{Q}^{(\mathfrak{N}_q)}$ такое выражение, которое получают из микропрограммы Q_q заменой всех микроопераций m_ρ соответствующими сигналами $\tau^{*(m_\rho)^{\cdot}}_{\varphi_a}$. Сами сигналы $\tau^{*(m_\rho)}_{\varphi_a}$ образуем для путей $N^{(\mathfrak{X})}_{\pi} \in \mathfrak{N}_q$. Если $m_\rho = e$, то соответствующим сигналом $\tau^{*(m_\rho)}_{\varphi_a}$ будет $\tilde{e}$. Если какую-то микрооперацию $m_\rho \neq e$ не охватывает никакой путь $N^{\pi}_{(\mathfrak{X})} \in \mathfrak{N}^q$, то в соответствующем временном изображении $\tilde{Q}^{(\mathfrak{N}_q)}$ соответствующая микрооперация m_ρ заменяется символом $\tilde{e}$.

Определение 3. Назовем временное изображение $\tilde{Q}^{(\mathfrak{N}_q)}$ полным, если каждую микрооперацию $m_\rho \neq e$ можно заменить во временном изображении $\tilde{Q}^{(\mathfrak{N}_q)}$ соответствующим сигналом $\tau^{*(m_\rho)}_{\varphi_a} \neq \tilde{e}$. В противном случае назовем это временное изображение частичным.

Определение 4. Назовем полное временное изображение $\tilde{Q}^{(\mathfrak{N}_q)}$ максимальным и обозначим его через $\tilde{Q}_{q\max}$, если множество $\mathfrak{N}_q$ охватывает все возможные максимальные пути выполнения микропрограммы Q_q и только их.

Определение 5. Назовем полное временное изображение $\tilde{Q}^{(\mathfrak{N}_q)}$ минимальным и обозначим его через $\tilde{Q}_{q\min}$, если множество $\mathfrak{N}_q$ охватывает все минимальные пути выполнения микропрограммы Q_q и только их.

Теорема 5. *При выполнении микропрограммы Q_q всегда можно выбрать по крайней мере один путь так, чтобы он охватил любую микрооперацию $m_\rho \neq e$ из микропрограммы Q_q и был максимальным.*

Доказательство. Максимальность пути зависит только от соответствующего выбора условий α_j и β_i, имеющихся в микропрограмме Q_q.

Теорема 6. *При выполнении микропрограммы Q_q всегда можно выбрать по крайней мере один путь так, чтобы он охватил любую микрооперацию $m_\rho \neq e$ из микропрограммы Q_q и был минимальным.*

Доказательство аналогично доказательству теоремы 5.

Для микропрограммы вида (2) из [10] максимальное временное изображение определим следующим образом:

$$\left\{\begin{aligned} &\tilde{Q}_{\max} = \tau^{*(O_2)}_{\chi_1} \{_{\alpha_3\beta_3} \left(\tilde{e} \vee \tau^{*(s_{12})}_{\chi_2}\right) \tau^{*(l_1)}_{\chi_3} \tau^{*(r_3)}_{\chi_4} \} \cdot \tau^{*(O_1)}_{\chi_5} \tau^{*(O_3)}_{\chi_6};\\ &\chi_1 = \varphi_{a_1} = \{\Omega_{a_1}\}; \quad \chi_2 = \varphi_{a_2} = \{\Omega_{a_2}\};\\ &\chi_3 = \varphi_{a_3} = \{\Omega_{a_3}\}; \quad \chi_4 = \varphi_{a_4} = \{\Omega_{a_4}\};\\ &\chi_5 = \varphi_{a_5} = \{\Omega_{a_5}\}; \quad \chi_6 = \varphi_{a_6} = \{\Omega_{a_6}\}, \end{aligned}\right.$$

где $a_1, a_2, \ldots, a_6$ — какие-то значения a.

Образуем для каждого значения q и μ из сигналов $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ микропрограмм множества $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ по приведенному ниже алгоритму так, чтобы каждому множеству $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ поставить в соответствие одно и только одно состояние какого-то счетчика из μ-го множества счетчиков, составляющих синтезируемый автомат.

1. Взять $u = 1$ и $v_u = 1$.

2. Взять $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)} = \varnothing$.

3. Взять из максимального временного изображения $\tilde{Q}_{q\,\max}$ данной микропрограммы Q_q самое первое значение сигнала $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ и перейти к п. 4. Если в $Q_{q\,\max}$ нет больше не рассмотренных элементов $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$, то взять $v'_u = v_u - 1$ и перейти к п. 17.

4. Если $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ находится вне скобок, то перейти к п. 5. Если $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ находится в итерационных скобках с условием α_j и не является первым элементом в максимальном временном изображении $\tilde{Q}_{q\,\max}$, то перейти к п. 9, а если $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ — первый элемент в $\tilde{Q}_{q\,\max}$, то перейти к п. 10. Если $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ находится в обычных скобках с условием β_i и не является первым элементом в $\tilde{Q}_{q\,\max}$, то перейти к п. 12, а если $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ — первый элемент в $\tilde{Q}_{q\,\max}$, то перейти к п. 13.

5. Если $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)} = \varnothing$, то взять $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ элементом множества $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ и при $u = 1$ перейти к п. 3, а при $u > 1$ — к п. 21. Если $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)} \neq \varnothing$, то перейти к п. 6.

6. Если во множестве $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ находятся другие сигналы $\tau_{\varphi_d}^{*(m'_\rho)'}$ с теми же временными координатами существования, что и сигнал $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$, то взять $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ в качестве элемента множества $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ и при $u = 1$ перейти к п. 3, а при $u > 1$ — к п. 21. Если во множестве $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ есть сигналы $\tau_{\varphi_d}^{*(m'_\rho)}$ с другими временными координатами существования, чем временные координаты существования сигнала $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)'}$, то перейти к п. 7.

7. Увеличить значение v_u на «1» и взять $G_{v_1 v_2 \ldots v_u}^{(\mu)(q)} = \varnothing$.

8. Если при $u = 1$ в максимальном временном изображении $\tilde{Q}_{q\,\max}$ или при $u > 1$ во множестве $G_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}^{(\mu)(q)(\xi)}$ больше нет сигналов $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$, не охваченных множеством $G_{v_1 v_2 \ldots (v_u - \zeta_u)}^{(\mu)(q)}$, где $\zeta_u = 1, 2, 3, \ldots, v_u - 1$, то взять $v'_u = v_u - 1$ и при $u = 1$ перейти к п. 17, а при $u > 1$ к п. 19. В остальных случаях при $u = 1$ перейти к п. 3, а при $u > 1$ — к п. 18.

9. Если при $u=1$ $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ не является первым элементом максимального временного изображения $\tilde{Q}_{q\,\max}$ или если при $u>1$ $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ не является первым элементом во множестве $G_{v_1v_2\ldots v_{u-1}}^{(\mu)(q)(\xi)}$, то увеличить значение v_u на «1» и взять $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}=\varnothing$. В остальных случаях взять $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}=\varnothing$, а значение v_u не увеличивать.

10. В качестве элементов множества $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ взять все сигналы $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ (в том числе и $\tilde{e}$, если $m_\rho=e$) из итерационных скобок с условием α_j в том же порядке, как они расположены в максимальном временном изображении $\tilde{Q}_{q\,\max}$, а само множество $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ обозначить соответственно через $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)(\alpha_j)}$.

11. Увеличить значение v_u на «1», взять $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}=\varnothing$ и при $u=1$ перейти к п. 3, а при $u>1$ — к п. 21.

12. Если при $u=1$ $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ не является ни первым элементом в максимальном временном изображении $\tilde{Q}_{q\,\max}$, ни первым элементом множества $G_{v_1v_2\ldots v_{u-1}}^{(\mu)(q)(\xi)}$, то взять $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}=\varnothing$ и увеличить значение v_u на «1». В остальных случаях взять $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}=\varnothing$, а значение v_u не увеличивать.

13. В качестве элементов множества $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ взять все сигналы $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ (в том числе и $\tilde{e}$, если $m_\rho=e$) из перього обобщенного терма обобщенного двучлена, заключенного в обычные скобки с условием β_j. Во множестве $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ выписать сигналы $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ в том же порядке, как они расположены в максимальном временном изображении $\tilde{Q}_{q\,\max}$, а само множество $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ обозначить соответственно через $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)(\beta_i)}$.

14. Увеличить значение v_u на «1» и взять $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}=\varnothing$.

15. В качестве элементов множества $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ взять все сигналы $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ (в том числе и $\tilde{e}$, если $m_\rho=e$) из второго терма обобщенного двучлена, заключенного в обычные скобки с условием β_i. Выписать сигналы $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ во множестве $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ в том же порядке, как они расположены в максимальном временном изображении $\tilde{Q}_{q\,\max}$, а само множество $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ обозначить соответственно через $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)(\bar{\beta}_i)}$.

16. Увеличить значение v_u на «1», взять $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}=\varnothing$ и при $u=1$ перейти к п. 3, а при $u>1$ — к п. 20.

17. Увеличить значение u на «1».

18. Если имеются множества $G^{(\mu)(q)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}$, обозначенные через α_j, β_i или $\overline{\beta}_i$, то взять их в качестве множеств $G^{(\mu)(q)(\xi)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}$ и перейти к п. 19. В противном случае перейти к п. 23.

19. Взять $v_u = 1$.

20. Найти еще не рассмотренное множество $G^{(\mu)(q)(\xi)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}$ с наименьшим значением v_{u-1}, взять $G^{(\mu)(q)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} = \varnothing$ и перейти к п. 21. Если такого множества $G^{(\mu)(q)(\xi)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}$ больше нет, то при $v_u > 1$ взять $v'_u = v_u - 1$, а при $v_u = 1$ — перейти к п. 23.

21. Взять из множества $G^{(\mu)(q)(\xi)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}$ первый еще не рассмотренный элемент $\overset{*}{\tau}{}^{(m_\rho)}_{\varphi_a}$. Если такой элемент $\overset{*}{\tau}{}^{(m_\rho)}_{\varphi_a}$ во множестве $G^{(\mu)(q)(\xi)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}$ существует, то перейти к п. 22, а если нет, то перейти к п. 20.

22. Если в максимальном временном изображении $\tilde{Q}_{q\,\max}$ этот $\overset{*}{\tau}{}^{(m_\rho)}_{\varphi_a}$ не является первым элементом из следующих внутренних скобок (итерационных с условием α_j или обычно с условием β_i) относительно скобок с условием ξ, то перейти к п. 5. Если в $\tilde{Q}_{q\,\max}$ этот элемент $\overset{*}{\tau}{}^{(m_\rho)}_{\varphi_a}$ является первым из следующих итерационных скобок с условием α_j относительно скобок с условием ξ, то перейти к п. 10, а если он является первым из следующих внутренних обычных скобок с условием β_i относительно скобок с условием ξ, то перейти к п. 12.

23. Конец данного алгоритма.

Приведем теорему, которая будет полезной при построении управляющей части синтезируемого автомата.

Теорема 7. *Для любого полного пути $N^{(q)\,(\mathfrak{X})}_{\pi}$ выполнения микропрограммы Q_q сигналы $\overset{*}{\tau}{}^{(m_\rho)}_{\varphi_a}$, полученные из* (2) *и* (3) (*при условии замены в* (3) *символа* η *символом* π), *попадут при образовании $G^{(\mu)(q)}_{v_1 v_2 \ldots v_u}$ в те же множества $G^{(\mu)(q)}_{v_1 v_2 \ldots v_u}$, что и при образовании этих множеств всеми максимальными путями $N^{(q)\,(\mathfrak{X})\,(\eta)}_{\max}$ выполнения микропрограммы Q_q.*

Доказательство. Образуем еще полные пути $N^{(q)\,(\mathfrak{X}_\nu)}_{\pi}$ $(\nu = 1, 2, 3, \ldots, \nu')$ такие, что $\mathfrak{R} \cup \bigcup_{\nu=1}^{\nu'} \mathfrak{R}_\nu = \mathfrak{R}_q$, где $\mathfrak{R}_q$ — множество всех микроопераций $m_\rho \neq e$ микропрограммы Q_q. Образуем по (2) и (3) из всех полученных сигналов $\overset{*}{\tau}_{t_k}$ в парах $m_\rho \overset{*}{\tau}_{t_k}$ для путей $N^{(q)\,(\mathfrak{X})}_{\pi}$ и $N^{(q)\,(\mathfrak{X}_\nu)}_{\pi}$ сигналы $\overset{*}{\tau}{}^{(m_\rho)}_{\varphi_a}$ вместе с соответствующей заменой символа η на π в (3). Из полученных сигналов $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ образуем также временное изображение $\tilde{Q}^{(\mathfrak{N}_q)}$, которое, как легко видно, является полным. По внешнему виду временные изображения $\tilde{Q}^{(\mathfrak{N}_q)}$ и $\tilde{Q}_{q\max}$ совпадают, а множества φ_a могут отличаться. Из внешнего сходства $\tilde{Q}^{(\mathfrak{N}_q)}$ и $\tilde{Q}_{q\max}$ вытекает, что если при образовании множеств $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ обычные скобки с условием β_i или итерационные скобки с условием α_j встречаются впервые, то эти множества $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$ в обоих случаях совпадают (отличаться могут только соответствующие множества φ_a). Остается третий случай, когда встречается элементарное произведение сигналов $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$, т. е. $\tau_{\psi_1}^{*(m'_\rho)}\tau_{\psi_2}^{*(m''_\rho)}\ldots\tau_{\psi_c}^{*(m_\rho^{(c)})}$, где $\psi_1, \psi_2, \ldots, \psi_c$ — какие-то значения φ_a, а $m'_\rho, m''_\rho, \ldots, m_\rho^{(c)}$ — какие-то значения m_ρ. Такое элементарное произведение полностью опускается или полностью выполняется. В таком случае пары $m_\rho\tau_{t_k}^*$ образуются точно таким же образом, как и для максимальных путей, т. е. на максимальных путях $N_{\max}^{(q)(\aleph)(\eta)}$ пары $m_\rho\tau_{t_k}^*$ с различными или одинаковыми значениями t_k получают на соответствующем полном пути $N_{(\pi)}^{(q)(\aleph)}$ соответственно различные или одинаковые значения t_k. Тем самым в обоих случаях совпадают соответствующие множества $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}$.

Из метода определения пар $m_\rho\tau_{t_k}^*$ и теоремы 7 вытекает следующее

Следствие. Для любого полного пути $N_\pi^{(q)(\aleph)}$ выполнения микропрограммы Q_q сигналы $\tau_{\varphi_a}^{*(m_\rho)}$ имеют одноэлементные множества $\varphi_a = \{\Omega_a\}$, и для любых двух множеств временных отрезков существования сигналов $\Omega_{a_1} \in \varphi_{a_1}$ и $\Omega_{a_2} \in \varphi_{a_2}$ имеет место соотношение

$$\begin{cases} \Omega_{a_1} \cap \Omega_{a_2} = \varnothing, \\ a_1 \neq a_2, \end{cases}$$

где a_1 и a_2 — какие-то значения a.

На основе полученных выше результатов построим управляющую часть автомата. Введем обозначение:

$$G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)(\lambda)} = \left| \begin{array}{l} G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)}; \\ G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)(\alpha_j)}; \\ G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)(\beta_i)}; \\ \overline{G}_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)(\beta_i)}. \end{array} \right.$$

Из полученных множеств $G_{v_1v_2\ldots v_u}^{(\mu)(q)(\lambda)}$ образуем отдельно для каждого Ω_μ

подмножества $\mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u}$, где $w_u = 1, 2, 3, \ldots, w'_u$ и $u = 1, 2, 3, \ldots$ При $u = 1$ для каждого значения μ образуем только одно множество $\mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u}$ (т. е. $w = 1$), элементами которого станут все множества $G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1}$, для которых $Q_q \in \mathfrak{Q}_\mu$. При каждом значении $u > 1$ для любого значения μ образуем w'_u множеств $\mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u}$, где w'_u равно максимальному количеству множеств $G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}$ (λ_1 — какое-то значение λ) среди всех значений q, для которых $Q_q \in \mathfrak{Q}_\mu$. Элементами каждого множества $\mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u}$ станут при $u > 1$ все такие множества $G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u}$, которые образованы из одного и того же множества $G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}$, а выбираются эти множества $G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u}$ для всех значений q, для которых $Q_q \in \mathfrak{Q}_\mu$. Кроме того, при выборе этих множеств $G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u}$ нужно учесть условие:

$$\left\{\begin{array}{l} (\forall q)\,((G^{(\mu)(q_1)(\lambda_1)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}} = \bigcup\limits_{v_u=1}^{v'_u} G^{(\mu)(q_1)(\lambda_2)}_{v_1 v_2 \ldots v_u})\,\cdot \\ \cdot\,(G^{(\mu)(q_2)(\lambda_3)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}} = \bigcup\limits_{v_u=1}^{v''_u} G^{(\mu)(q_2)(\lambda_4)}_{v_1 v_2 \ldots v_u})\cdot(q_1 \neq q_2)\,\cdot \\ \cdot\,(Q_{q_1} \in \mathfrak{Q}_\mu)\cdot(Q_{q_2} \in \mathfrak{Q}_\mu)\cdot(G^{(\mu)(q_1)(\lambda_2)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} \in \mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u})\,\cdot \\ \cdot\,(G^{(\mu)(q_2)(\lambda_4)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} \in \mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u}) \supset v'_u = v''_u \pm K), \\ K = 0, 1, 2, \ldots, \end{array}\right.$$

где значение K выбирается минимально возможным, q_1 и q_2 — какие-то значения q, а λ_1, λ_2, λ_3 и λ_4 какие-то значения λ.

Каждому множеству $\mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u}$, которое не является одноэлементным множеством с элементом $G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} = \{\tilde{e}\}$, поставим в соответствие счетчик $C^{(\mu)}_{w_u}(\overset{l'}{\underset{l=0}{M}}(y^{*(l)}_{\Omega_d}, y^{*(l)}_{\Omega_g}), y^{*}_{\Omega_p})$, где $y^{*(l)}_{\Omega_d}$ и $y^{*(l)}_{\Omega_g}$ — соответственно сигналы единичного и нулевого входов l-го разряда данного счетчика, а $y^{*}_{\Omega_p}$ — сигнал, который поступает на счетный вход данного счетчика, но l' и M являются соответственно количеством разрядов данного счетчика и знаком системы выражений. В каждом таком счетчике любому его состоянию $S^{(\mu)(t)}_{w_u}$ (где $t = 0, 1, 2, \ldots, t_{w_u}$) поставим в соответствие для всех значений q по одному множеству $G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} \in \mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u}$, где

$G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} \neq \{\tilde{e}\}$, так, чтобы меньшему значению t соответствовали множества $G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u}$ с меньшим значением v_u. Образуем для каждого множества $\mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u}$ множество $V^{(\mu)}_{w_u}$:

$$(\forall v_u)(\forall q)((G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} \in \mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u}) \cdot (G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} \neq \{\tilde{e}\}) \supset v_u \in V^{(\mu)}_{w_u}).$$

Максимальное число нужных состояний указанного выше счетчика определим следующим образом:

$$t_{w_u} = \max_{V^{(\mu)}_{w_u}} v_u - 1.$$

Обозначим сигнал (потенциальный или импульсный), соответствующий величине R, через $f^{\Delta}_{\Omega_r}(R)$, где

$$\Delta = \begin{cases} * \text{ для импульсного сигнала;} \\ \text{пусто для потенциального сигнала.} \end{cases}$$

Введем еще следующие обозначения:

$\rightarrow$ — знак соответствия;

$C^{(\mu)(l)}_{w_u}$ — l-й разряд счетчика $C^{(\mu)}_{w_u}(\overset{l'}{\underset{l=0}{M}}(y^{*(l)}_{\Omega_d}, y^{*(l)}_{\Omega_g}), y^{*}_{\Omega_p})$;

$\Gamma_{\mu}(\gamma_{q_1}, \gamma_q)$ — предикат истинный, если $\gamma_{q_1} = \gamma_q$, и ложный в противном случае, а γ_{q_1} и γ_q — соответственно коды выполняемой микропрограммы и данной микропрограммы;

$\overset{*}{\tau}_{\Omega_\nu}$ — тактные сигналы (для потенциальной элементной структуры сигналы $\overset{*}{\tau}_{\Omega_\nu}$ являются тактными сигналами первого полупериода поступления тактных сигналов);

δ — единичная задержка, $\delta \leqslant \delta_{\min}$, где $\delta_{\min}$ минимально допустимое время между снятием старой и записью новой информации в триггер;

τ^{*}_{0} — сигнал, устанавливающий синтезируемый автомат в начальное состояние;

$P(S^{(\mu)(t)}_{w_u}, C^{(\mu)(l)}_{w_u})$ — предикат истинный, если в состоянии $S^{(\mu)(t)}_{w_u}$ указанный выше вида счетчик в разряде $C^{(\mu)(l)}_{w_u}$ имеет значение «1», и ложный в противном случае.

Теперь приступим к образованию логических схем, дающих управляющие и установочные сигналы $\tau^{*}_{\Omega_a}$.

$$\begin{cases} \tau^{*}_{\Omega_a} = f^{\Delta}_{\iota_1}(\Gamma_{\mu}(\gamma_{q_1}, \gamma_q)) \wedge f^{\Delta}_{\iota_2}(S^{(\mu)(t_{\max})}_{w_u}) \wedge \tau^{*}_{\Omega_\nu}, \\ (S^{(\mu)(t)}_{w_u} \rightarrow G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u}) \cdot (G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} \neq \bigcup\limits_{v_{u+1}=1}^{v'_{u+1}} G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2 \ldots v_u v_{u+1}}) \supset t_{\max} = t, \\ \iota_1 = \Omega_{r_1}, \quad \iota_2 = \Omega_{r_2}, \end{cases}$$

где r_1 и r_2 — какие-то значения r, а λ_1 — какое-то значение λ.

Определим сигналы $y^{*(l)}_{\Omega_d}$, $y^{*(l)}_{\Omega_g}$ и $y^{*}_{\Omega_p}$, управляющие работой указанных выше счетчиков. Сигналы $y^{*(l)}_{\Omega_d}$ и $y^{*(l)}_{\Omega_g}$:

$$y^{*(l)}_{\Omega_d}=\sigma^{*(\mu)(1)}_{\Omega_s}\vee(\sigma^{\Delta(1)}_{\Omega_h}\vee\sigma^{\Delta(1)}_{\Omega_x})\wedge\tau^{*}_{\underset{\to\varkappa}{\Omega_\nu}},$$

где

$$\varkappa=\begin{cases}0 \text{ для потенциальной элементной структуры;}\\ \delta \text{ в остальных случаях.}\end{cases}$$

$$y^{*(l)}_{\Omega_g}=\sigma^{*(\mu)(0)}_{\Omega_s}\vee(\sigma^{\Delta(0)}_{\Omega_h}\vee\sigma^{\Delta(0)}_{\Omega_x})\wedge\tau^{*}_{\underset{\to\varkappa}{\Omega_\nu}}.$$

Определим для сигналов $y^{*(l)}_{\Omega_d}$ и $y^{*(l)}_{\Omega_g}$ нужные сигналы $\sigma^{*(\mu)(1)}_{\Omega_s}$, $\sigma^{*(\mu)(0)}_{\Omega_s}$, $\sigma^{\Delta(1)}_{\Omega_h}$, $\sigma^{\Delta(0)}_{\Omega_h}$, $\sigma^{\Delta(1)}_{\Omega_x}$ и $\sigma^{\Delta(0)}_{\Omega_x}$.

$$\sigma^{*(\mu)(1)}_{\Omega_s}=\begin{cases}\tau^{*}_{0}, \text{ если } P(S^{(\mu)(t=0)}_{w_u},\ C^{(\mu)(l)}_{w_u});\\ 0 \text{ в противном случае.}\end{cases}$$

$$\sigma^{*(\mu)(0)}_{\Omega_s}=\begin{cases}\tau^{*}_{0}, \text{ если } \sim P(S^{(\mu)(t=0)}_{w_u},\ C^{(\mu)(l)}_{w_u});\\ 0 \text{ в противном случае.}\end{cases}$$

$$\sigma^{\Delta(1)}_{\Omega_h}=\begin{cases}\theta^{\Delta}_{\Omega_h}, \text{ если } (\exists v_u)((G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1v_2\ldots v_u}\in\mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u})\cdot(G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1v_2\ldots v_u}=\\ =G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1v_2\ldots v_u})\cdot(G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1v_2\ldots v_u}\to S^{(\mu)(t)}_{w_u})\cdot P(S^{(\mu)(t)}_{w_u},\ C^{(\mu)(l)}_{w_u});\\ 0 \text{ в остальных случаях.}\end{cases}$$

$$\sigma^{\Delta(0)}_{\Omega_h}=\begin{cases}\theta^{\Delta}_{\Omega_h}, \text{ если } (\exists v_u)((G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1v_2\ldots v_u}\in\mathfrak{G}^{(\mu)}_{w_u})\cdot(G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1v_2\ldots v_u}=\\ =G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1v_2\ldots v_u})\cdot(G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1v_2\ldots v_u}\to S^{(\mu)(t)}_{w_u})\cdot\sim P(S^{(\mu)(t)}_{w_u},\ C^{(\mu)(l)}_{w_u});\\ 0 \text{ в остальных случаях.}\end{cases}$$

$$\left|\begin{array}{l}\theta^{\Delta}_{\Omega_h}=f^{\Delta}_{\iota_3}(\Gamma_\mu(\gamma_{q_1},\gamma_q))\wedge f^{\Delta}_{\iota_4}(G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1v_2\ldots v_{u-1}})\wedge\\ \wedge\bigvee_{A^{(\mu)}_1}\bigvee_{A^{(q)}}\bigwedge_{\zeta_u=2}^{w_u-1}(f^{\Delta}_{\iota_5}(\alpha_{j(w_u-\zeta_u)q})\wedge f^{\Delta}_{\iota_6}(S^{(\mu)(q)(\vartheta_1)}_{w_u-\zeta_u}));\\ \vartheta_1=\alpha_{j(w_u-\zeta_u)q}\\ (G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1v_2\ldots v_u}=G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1v_2\ldots v_u})\cdot(G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1v_2\ldots v_u}\to S^{(\mu)(t)}_{w_u})\supset\\ \supset(\alpha_{jw_uq}=\alpha_j)\cdot(S^{(\mu)(t)}_{w_u}=S^{(\mu)(q)(\vartheta)}_{w_u});\\ (\forall\vartheta)((S^{(\mu)(t)}_{w_u}=S^{(\mu)(q)(\vartheta)}_{w_u})\cdot(S^{(\mu)(t-1)}_{w_u}\neq S^{(\mu)(q)(\vartheta_2)}_{w_u})\cdot(\vartheta\neq\vartheta_2)\supset\vartheta\in A^{(q)});\end{array}\right.$$

$$\left\{\begin{array}{l} \vartheta=\alpha_{jw_u q}; \\ \vartheta_2=\alpha'_{jw_u q}; \\ (\forall q)\,((Q_q\in\mathfrak{Q}_\mu)\cdot(G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2\ldots v_u}=G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1 v_2\ldots v_u})\supset q\in A^{(\mu)}_1); \\ \iota_3=\Omega_{r_3};\quad \iota_4=\Omega_{r_4};\quad \iota_5=\Omega_{r_5};\quad \iota_6=\Omega_{r_6}, \end{array}\right.$$

где r_3, r_4, r_5 и r_6 — какие-то значения r,
$\alpha'_{jw_u q}$ — какое-то значение $\alpha_{jw_u q}$,
λ_1 — какое-то значение λ.

$$\sigma^{\triangle(1)}_{\Omega_x}=\left\{\begin{array}{l} \Phi^{\triangle}_{\Omega_x},\ \text{если}\ (G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}}\to S^{(\mu)(t)(q)}_{w_u})\cdot(G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}}= \\ \qquad =\bigcup\limits_{v_u=1}^{v'_u} G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}v_u})\cdot P(S^{(\mu)(t)(q)}_{w_u},\ C^{(\mu)(l)}_{w_u}); \\ 0\ \text{в остальных случаях,} \end{array}\right.$$

где

$$\left\{\begin{array}{l} \Phi^{\triangle}_{\Omega_x}=f^{\triangle}_{\iota_3}(\Gamma_\mu(\gamma_{q_1},\gamma_q))\wedge f^{\triangle}_{\iota_4}(G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}})\wedge f^{\triangle}_{\iota_7}(S^{(\mu)(t)(q)}_{w_u}); \\ \iota_3=\Omega_{r_3};\quad \iota_4=\Omega_{r_4};\quad \iota_7=\Omega_{r_7}, \end{array}\right.$$

где r_7 — какое-то значение r;

$$(S^{(\mu)(t)}_{w_u}\to G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}v'_u})\supset S^{(\mu)(t)(q)}_{w_u}=S^{(\mu)(t)}_{w_u}. \tag{4}$$

$$\sigma^{\triangle(0)}_{\Omega_x}=\left\{\begin{array}{l} \Phi^{\triangle}_{\Omega_x},\ \text{если}\ (G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}v'_u}\to S^{(\mu)(t)(q)}_{w_u})\cdot(G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}}= \\ \qquad =\bigcup\limits_{v_u=1}^{v'_u} G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}v_u})\cdot\sim P(S^{(\mu)(t)(q)}_{w_u},\ C^{(\mu)(l)}_{w_u}); \\ 0\ \text{в остальных случаях.} \end{array}\right.$$

Сигнал $y^*_{\Omega_p}$:

$$y^*_{\Omega_p}=(\sigma^{\triangle}_{\Omega_b}\vee\sigma^{\triangle}_{\Omega_c})\wedge\tau^*_{\underset{\to\varkappa}{\Omega_v}}.$$

Определим для сигнала $y^*_{\Omega_p}$ нужные сигналы $\sigma^{\triangle}_{\Omega_b}$ и $\sigma^{\triangle}_{\Omega_c}$.

$$\left\{\begin{array}{l} \sigma^{\triangle}_{\Omega_b}=\left\{\begin{array}{l} \bigvee\limits_{\mathfrak{Q}^{(\mu)}}(f^{\triangle}_{\iota_3}(\Gamma_\mu(\gamma_{q_1},\gamma_q))\wedge f^{\triangle}_{\iota_4}(G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}})\wedge f^{\triangle}_{\iota_7}(S^{(\mu)(t)(q)}_{w_u})), \\ \text{если}\ (\forall q)\,((q\in\mathfrak{Q}^{(\mu)})\cdot((G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2\ldots v_u}\neq G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1 v_2\ldots v_u})\vee(G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}}\neq \\ \neq G^{(\mu)(q)(\tilde{\beta}_i)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}})\cdot(G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2\ldots v_{u-1}}=\bigcup\limits_{v_u=1}^{v'_u} G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2\ldots v_u})); \\ 0\ \text{в остальных случаях} \end{array}\right. \\ (\forall q)\,(Q_q\in\mathfrak{Q}_\mu\supset q\in\mathfrak{Q}^{(\mu)}); \\ \iota_3=\Omega_{r_3};\quad \iota_4=\Omega_{r_4};\quad \iota_8=\Omega_{r_8}, \end{array}\right.$$

где

$$\tilde{\beta}_i = \begin{cases} \beta_i; \\ \bar{\beta}_i, \end{cases}$$

а $S^{(\mu)(t)(q)}_{w_u}$ определим по (4).

$$\sigma^{\triangle}_{\Omega_c} = \sigma^{\triangle\prime}_{\Omega_c} \vee \sigma^{\triangle\prime\prime}_{\Omega_c},$$

где

$$\begin{cases} \sigma^{\triangle\prime}_{\Omega_c} = \begin{cases} \bigvee\limits_{A_2^{(\mu)}} (f^{\triangle}_{\iota_3}(\Gamma_\mu(\gamma_{q_1}, \gamma_q)) \wedge f^{\triangle}_{\iota_4}(G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}) \wedge \\ \wedge f^{\triangle}_{\iota_8}(\bar{S}^{(\mu)(t)(q)}_{w_u}) \wedge f^{\triangle}_{\iota_9}(\bar{\alpha}_{j w_u q})), \text{ если} \\ (\exists v_u)((Q_q \in \mathfrak{Q}_\mu) \cdot (G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} = G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1 v_2 \ldots v_u})); \\ 0 \text{ в остальных случаях.} \end{cases} \\ (\forall q)((Q_q \in \mathfrak{Q}_\mu) \cdot (G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} = G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1 v_2 \ldots v_u}) \supset q \in A_2^{(\mu)}); \\ (G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} \bar{=} G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1 v_2 \ldots v_u}) \cdot (G^{(\mu)(q)(\alpha_j)}_{v_1 v_2 \ldots v_u} \to S^{(\mu)(t)}_{w_u}) \supset \alpha_{j w_u q} = \alpha_j; \\ \iota_3 = \Omega_{r_3}; \quad \iota_4 = \Omega_{r_4}; \quad \iota_8 = \Omega_{r_8}; \quad \iota_9 = \Omega_{r_9}, \end{cases}$$

где r_8 и r_9 — какие-то значения r, а

$\bar{S}^{(\mu)(t)(q)}_{w_u}$ — отрицание состояния $S^{(\mu)(t)(q)}_{w_u}$, определяемого по (4).

$$\begin{cases} \sigma^{\triangle\prime\prime}_{\Omega_c} = \begin{cases} \bigvee\limits_{B^{(\mu)}} (f^{\triangle}_{\iota_3}(\Gamma_\mu(\gamma_{q_1}, \gamma_q)) \wedge f^{\triangle}_{\iota_4}(G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}) \wedge \\ \wedge f^{\triangle}_{\iota_8}(\bar{S}^{(\mu)(t)(q)}_{w_u}) \wedge f^{\triangle}_{\iota_9}(\vartheta_3)), \text{ если} \\ (\exists v_{u-1})((G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}} = G^{(\mu)(q)(\tilde{\beta}_i)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}) \cdot \\ \cdot (G^{(\mu)(q)(\tilde{\beta}_i)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}} = \bigcup\limits_{v_u=1}^{v'_u} G^{(\mu)(q)(\lambda)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1} v_u})); \\ 0 \text{ в остальных случаях} \end{cases} \\ \iota_3 = \Omega_{r_3}; \quad \iota_4 = \Omega_{r_4}; \quad \iota_8 = \Omega_{r_8}; \quad \iota_9 = \Omega_{r_9}; \\ (\forall q)((Q_q \in \mathfrak{Q}_\mu) \cdot (G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}} = G^{(\mu)(q)(\tilde{\beta}_i)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}) \supset q \in B^{(\mu)}); \\ (G^{(\mu)(q)(\lambda_1)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}} = G^{(\mu)(q)(\tilde{\beta}_i)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}}) \cdot (G^{(\mu)(q)(\tilde{\beta}_i)}_{v_1 v_2 \ldots v_{u-1}} \to S^{(\mu)(t)}_{w_u}) \supset \tilde{\beta}_{i w_u q} = \tilde{\beta}_i; \\ \vartheta_3 = \tilde{\beta}_{i w_u q}. \end{cases}$$

Замечание. Предположим, что в подавтомате A_{Q_q} синтезируемого автомата A все регистры имеют конечное число разрядов, а работу этого подавтомата A_{Q_q} описывает микропрограмма Q_q и в этой микропрограмме есть микрооперации m_1 и m_2 такие, что если выполняется m_1, то выполняется и m_2. Кроме того, предположим, что микрооперации m_1 и m_2 совершают действия над одним и тем же i-м регистром так, что между ними по времени других действий над i-м регистром не совершается. Если m_1 изменяет только r первых или последних разрядов i-го регистра так, что результат этого изменения не распространяется соответственно на $r+\iota$ ($\iota = 1, 2, 3, \ldots$) первых или последних разрядов i-го регистра, а микрооперация m_2 сдвигает этот результат выполнения микрооперации m_1 за пределы i-го регистра, то в таком случае микрооперацию m_1 можно вычеркнуть из микропрограммы Q_q. Такой случай был рассмотрен в [10].

ЛИТЕРАТУРА

1. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 22, 21 (1973).
2. Рабинович З. Л., Тр. Междунар. симп. по теории релейных устройств и конечных автоматов (ИФАК). Теория конечных и вероятностных автоматов, М., 1965, с. 215.
3. Рабинович З. Л., Кибернетика, № 3, 36 (1968).
4. Рабинович З. Л., Кибернетика, № 4, 25 (1968).
5. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 17, 270 (1968).
6. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 17, 391 (1968).
7. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 18, 347 (1969).
8. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 20, 468 (1971).
9. Глушков В. М., Кибернетика, № 5, 1 (1965).
10. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 23, 19 (1974).

Институт кибернетики
Академии наук Эстонской ССР

Поступила в редакцию
26/X 1973

A. SIIMON

VEEL KORD MIKROPROGRAMMIDEST VEKTORAJA ÜMBERLÜLIMISE FUNKTSIOONIDE MOODUSTAMISE MEETODIST

Esitatakse sünteesitava mikroprogrammautomaadi juhtimisautomaadi sünteesimise meetod, samuti mikroprogrammide minimeerimismeetod, milles on arvestatud registrite lõplikkust.

A. SIIMON

SOME MORE ABOUT METHOD OF FORMING VECTOR-TIME SWITCHING FUNCTIONS FROM THE MICROPROGRAMMES

The author presents a synthesis method of the control automaton of the microprogramme automaton to be synthesized. Likewise, a method is presented for minimizing microprogrammes, with a consideration of the finality of registers.