

А. СИМОН

ОДИН МЕТОД ОБРАЗОВАНИЯ ВЕКТОРНО-ВРЕМЕННЫХ ПЕРЕКЛЮЧАТЕЛЬНЫХ ФУНКЦИЙ ОТ МИКРОПРОГРАММ

Как известно, любой конечный цифровой автомат может быть описан микропрограммой или системой микропрограмм его работы. В данной статье рассмотрим образование векторно-временных переключаемых функций (ВП-функций), исследованных в работах [1-12], от микропрограмм, рассмотренных в [13].

1. Если микропрограмма или система микропрограмм представлена в виде, рассмотренном в [13], то для получения ВП-функций необходимо произвести следующую процедуру:

1) выбрать элементную структуру (потенциальную, потенциально-импульсную, импульсную или логическую задерживающую элементную структуру) [14];

2) выбрать вид кодирования информации;

3) образовать булевы аналоги функций возбуждения и выходов для триггеров каждого разряда регистров без учета временного соотношения между сигналами;

4) отметить вид сигналов в полученных выражениях (обозначая, например, импульсный сигнал звездочкой (*), а потенциальный сигнал — отсутствием звездочки);

5) произвести при помощи временной диаграммы расстановку временных координат существования сигналов [4];

6) образовать выражения для триггеров разрядов;

7) определить, какие сигналы можно получить извне в качестве входных сигналов данной логической схемы;

8) по мере надобности произвести задержку сигнала с учетом вида сигнала, как это сделано в [6];

9) образовать ВП-функции для управляющей части автомата, реализующего данную систему микроопераций;

10) определить из условий быстродействия схемы максимально допустимое время $t_{\text{доп}}^{\theta}$ появления сигнала на θ -м выходе данной логической схемы.

Рассмотрим ближе некоторые из шагов этого алгоритма.

При образовании булевых аналогов функций возбуждения и выходов для триггеров каждого разряда регистров в случае установочных микроопераций [13] булевым аналогом является соответствующий установочный сигнал, подаваемый на нулевой, или единичный вход соответствующего триггера. Для каждой из остальных микроопераций составляем таблицу соответствий, получаем из нее таблицу переходов для автоматов Мили и минимизируем полученные автоматы. После этого

выбираем вид триггера для разряда данного регистра, образуем функции возбуждения и выходов для триггера данного разряда регистра и минимизируем эти полученные булевы аналоги, как обычные булевы функции, следуя здесь работе [15].

Далее приписываем конъюнктивно к каждой конъюнкции сигналов (в которой может быть и один сигнал) в полученных выражениях управляющий сигнал (например, сигнал суммирования или сдвига на один разряд влево или вправо), если он уже не присутствует в скрытом виде (например, сигнал переноса в сумматоре).

Отметка вида сигнала в потенциальной, импульсной и логической задерживающей элементной структуре не вызывает трудностей. В потенциально-импульсной элементной структуре в качестве импульсных сигналов отмечаем установочные и управляющие сигналы; остальные сигналы являются или потенциальными, или их вид задается в соответствии с правилами данной элементной структуры (например, совпадение потенциального сигнала с импульсным дает импульсный сигнал).

Временные координаты существования сигналов расставляем при помощи временной диаграммы с учетом максимального совмещения сигналов во времени и правильной работы всего полученного автомата. Отметим при этом, что булевому выражению, соответствующему данной микрооперации, присваиваем или те же значения отрезков времени существования сигналов [1], которые присвоены в микропрограмме соответствующему булевому выражению левостоящей микрооперации, или, если отрезки времени для этих булевых выражений не пересекаются, данному булевому выражению присваиваем следующие большие значения отрезков времени существования сигнала. Расстановку временных координат в данном случае нужно произвести только для установочных управляющих сигналов. Остальные сигналы-аргументы данной логической схемы (автомата) уже имеют их как временные координаты существования выходных сигналов, поступающих в данную схему извне. Для сигналов-функций временные координаты существования определяем по работам [5, 7, 11].

Исходя из полученных функций возбуждения и выходов, составляем выражения для триггеров каждого разряда регистров. Если для одного и того же входа получено несколько функций возбуждения (что имеет место, когда один регистр совершает несколько микроопераций), то объединяем их дизъюнктивно. То же самое имеет место для функций выходов.

После этого производим минимизацию полученных ВП-функций. Для составления управляющей части автомата разбиваем множество всех управляющих сигналов на множества $\mathcal{G}_i^{(1)}$, где $i = 1, 2, 3, \dots, n_1$, таким образом, что к одному и тому же множеству $\mathcal{G}_i^{(1)}$ принадлежат управляющие сигналы $\tau_{\Omega_a}^{\Delta}$ (где Δ обозначает или потенциальный, или импульсный сигнал), которые соответствуют микрооперациям, не находящимся в итерационных скобках и имеющим одинаковые временные координаты существования. Кроме того, в одно и то же множество $\mathcal{G}_i^{(1)}$ входят все управляющие сигналы $\tau_{\Omega_a}^{\Delta}$, которые соответствуют микрооперациям, находящимся в одних и тех же самых внешних итерационных скобках. Назовем эти множества $\mathcal{G}_i^{(1)}$ множествами первого уровня.

К одному и тому же множеству второго уровня $\mathcal{G}_i^{(2)}$, где $i = 1, 2, 3, \dots, n_2$, принадлежат все управляющие сигналы $\tau_{\Omega_a}^{\Delta}$, которые вхо-

дят в множество первого уровня $\mathcal{G}_i^{(1)}$, образованное из управляющих сигналов $\tau_{\Omega_a}^{\Delta}$, соответствующих микрооперациям из самых внешних итерационных скобок и имеющих одинаковые временные координаты существования или микрооперациям из следующих внутренних итерационных скобок. Такой процесс образования уровней множеств $\mathcal{G}_i^{(t)}$, где $t = 1, 2, 3, \dots, t_1$, продолжаем до тех пор, пока во всех множествах $\mathcal{G}_i^{(t)}$ не будут иметься управляющие сигналы $\tau_{\Omega_a}^{\Delta}$ с одинаковыми отрезками времени существования.

Далее, каждому множеству $\mathcal{G}_i^{(1)}$ ставим в соответствие состояние $S_i^{(1)}$ счетчика первого уровня так, чтобы меньшему состоянию этого счетчика соответствовало множество $\mathcal{G}_i^{(1)}$ с меньшими отрезками времени существования управляющих сигналов $\tau_{\Omega_a}^{\Delta}$. Таким же образом каждому множеству $\mathcal{G}_i^{(2)}$ ставим в соответствие состояние $S_i^{(2)}$ счетчика второго уровня и т. д. Счетчик первого уровня является общим для всех микропрограмм данной системы и имеет столько состояний, сколько множеств имеет микропрограмма с максимальным количеством множеств $\mathcal{G}_i^{(1)}$. Счетчики остальных уровней t являются индивидуальными для данного множества $\mathcal{G}_i^{(t-1)}$ и имеют столько состояний, сколько множеств $\mathcal{G}_i^{(t)}$ получено от данного множества $\mathcal{G}_i^{(t-1)}$.

Образовываем далее сигнал c_{Ω_d} :

$$\left\{ \begin{array}{l} c_{\Omega_d} = \bigwedge S_a^{\xi_i^{(t)}}, \\ (\forall i) (\forall t) (\tau_{\Omega_a}^{\Delta} \in \xi_i^{(t)} \supset S_i^{(t)} \in S_a). \end{array} \right.$$

Управляющий сигнал $\tau_{\Omega_a}^{\Delta}$ определяем следующим образом:

$$\tau_{\Omega_a}^{\Delta} = \tau_{\Omega_h}^{\Delta} \wedge c_{\Omega_d} \wedge \beta \wedge \Gamma(\gamma_1, \gamma_2), \quad (1)$$

где

$\tau_{\Omega_h}^{\Delta}$ — тактные сигналы (потенциальные или импульсные);

β — условие существования данного управляющего сигнала (например, единичное значение самого младшего разряда в регистре множителя);

$\Gamma(\gamma_1, \gamma_2)$ — предикат, значение которого истинно, если код обрабатываемой микропрограммы (γ_1) совпадает с кодом данной микропрограммы (γ_2).

Выражение (1) есть смешанная конъюнкция в том смысле, что часть аргументов является предикатами или булевыми переменными. В таком случае предикаты или булевы переменные не изменяют в конъюнкции сигналов координат их существования, но изменяют только модуль сигнала-результата.

Для управления работой вышеуказанных счетчиков применяем следующим образом образуемые управляющие сигналы $y_{\Omega_b}^{\Delta}$. Назовем состояние $S_i^{(1)}$ счетчика состоянием последнего уровня t , если соответствующее множество $\mathcal{G}_i^{(t)}$ не разлагается на подмножества $\mathcal{G}_i^{(t+1)}$. В про-

тивном случае $S_i^{(t)}$ не является состоянием последнего уровня t . Тогда переход счетчика из состояния $S_i^{(t)}$ не последнего уровня t в состояние $S_{i+1}^{(t)}$ осуществляется управляющим сигналом $y_{\Omega_b}^{\Delta}$, который образован от совпадения условия $\alpha^{(t)}$ выполнения итерации в итерационных скобках t -й глубины с первым тактным сигналом из $\tau_{\Omega_h}^{\Delta}$. Переход счетчика из состояния $S_i^{(t)}$ последнего уровня t в состояние $S_{i+1}^{(t)}$ осуществляется сигналом $y_{\Omega_b}^{\Delta}$, которым является сам управляющий сигнал $\tau_{\Omega_a}^{\Delta}$. В обоих случаях нужно производить задержку сигналов $y_{\Omega_b}^{\Delta}$, чтобы обеспечить правильную работу самих счетчиков. После этого производим минимизацию полученных ВП-функций.

2. Для примера рассмотрим следующий набор широко распространенных микроопераций:

- e — тождественное преобразование;
- s_{ij} — прибавление содержимого i -го регистра к j -му;
- p_i — прибавление единицы к содержимому i -го регистра;
- l_i — левый сдвиг на один разряд в i -м регистре;
- r_i — правый сдвиг на один разряд в i -м регистре;
- O_i — установка в нуль i -го регистра.

Для образования ВП-функции возьмем следующую микропрограмму [13]:

$$Q = O_2 \{ (e \sqrt{s_{12} p_3^{-1}}) l_1 r_3 \} O_1 O_3,$$

где

- p_3^{-1} — обратная к p_3 микрооперация;
- α_3 — условие равенства нулю содержимого 3-го регистра;
- β_3 — условие равенства нулю младшего разряда в 3-м регистре (т. е. равенства нулю содержимого первого разряда 3-го регистра);
- $\{ \dots \}$ — здесь и только здесь скобки итерации.

Приведенная выше микропрограмма есть микропрограмма умножения целых неотрицательных чисел.

Выберем 36-разрядные регистры с позиционным двоичным кодированием [14] в потенциально-импульсной элементной структуре. Нумерацию разрядов в регистрах произведем справа налево. Номинальная рабочая частота применяемых элементов $f_{\text{ном}} = 250 \text{ кгц}$, а тактные импульсные сигналы поступают из источника тактных сигналов через каждые 4 мксек, т. е. в моменты времени 0, 4, 8, 12, ... мксек.

Обозначим порядковые номера элементов списка (ЭС) триггера первого, второго и третьего регистра соответственно через q , r и l .

Первый регистр. Счетный вход триггера регистра: пусто.

Единичный вход триггера самого младшего разряда регистра: пусто.

Единичный вход триггера остальных разрядов регистра:

$$l_1 \rightarrow \tau_{\Omega_{q-1}} \wedge \tau_{\Omega_{\mu}}^*$$

где \rightarrow есть знак соответствия;

$\tau_{\Omega_{\mu}}^*$ — сигнал сдвига влево на один разряд.

Нулевой вход триггера самого младшего разряда регистра имеет соответствия:

$$l_1 \rightarrow 1_{\Omega_\eta} \wedge \tau_{\Omega_\mu}^* ; \quad O_1 \rightarrow 1_{\Omega_w}^* .$$

Нулевой вход триггера остальных разрядов регистра:

$$l_1 \rightarrow (\overline{T_{\Omega_{q-1}}}) \wedge \tau_{\Omega_\mu}^* ; \quad O_1 \rightarrow 1_{\Omega_w}^* .$$

Второй регистр. Счетный вход триггера регистра:

$$s_{12} \rightarrow T_{\Omega_r} \wedge \tau_{\Omega_v}^* \boxplus y_{\Omega_u}^* ,$$

$$y_{\Omega_u}^* = \begin{cases} T_{\Omega_r} \wedge y_{\Omega_{u-1}}^* \vee T_{\Omega_l} \wedge y_{\Omega_{u-1}}^* \vee T_{\Omega_l} \wedge T_{\Omega_r} \wedge \tau_{\Omega_v}^* , \\ \text{если } u > u_0 ; \\ 0, & \text{если } u = u_0 , \end{cases}$$

где $y_{\Omega_u}^*$ — сигнал сквозного переноса в сумматоре;

$\tau_{\Omega_v}^*$ — сигнал суммирования;

u_0 — начальное значение u .

Единичный вход триггера разряда регистра: пусто.

Нулевой вход триггера разряда регистра: $O_2 \rightarrow 1_{\Omega_g}^*$.

Третий регистр. Счетный вход триггера самого младшего разряда:

$$p_3^{-1} \rightarrow T'_{\Omega_l} \wedge \tau_{\Omega_\lambda}^* , \quad l = l_0 ,$$

где T'_{Ω_l} — предшествующее значение сигнала T_{Ω_l} на единичном выходе триггера;

l_0 — начальное значение l .

Счетный вход триггеров других разрядов регистра: пусто.

Единичный вход триггера самого старшего разряда регистра: пусто.

Единичный вход триггеров других разрядов регистра:

$$r_3 \rightarrow T_{\Omega_{l+1}} \wedge \tau_{\Omega_\rho}^* ,$$

где $\tau_{\Omega_\rho}^*$ — сигнал сдвига вправо на один разряд.

Нулевой вход триггера самого старшего разряда регистра:

$$r_3 \rightarrow 1_{\Omega_c} \wedge \tau_{\Omega_\rho}^* ; \quad O_3 \rightarrow 1_{\Omega_m}^* .$$

Нулевой вход триггеров других разрядов регистра:

$$r_3 \rightarrow (\overline{T_{\Omega_{l+1}}}) \wedge \tau_{\Omega_\rho}^* ; \quad O_3 \rightarrow 1_{\Omega_m}^* .$$

Выражения для операционного устройства, реализующего данную микропрограмму, имеют следующий вид:

$$\left. \begin{aligned}
 M T_{\Omega_q} &= \begin{cases} \mathcal{L}(T_{\Omega_{q-1}} \wedge \tau_{\Omega_\mu}^*, 1_{\Omega_w}^* \sqrt{(T_{\Omega_{q-1}})} \wedge \tau_{\Omega_\mu}^*), & \text{если } q > q_0; \\ \mathcal{L}(-, 1_{\Omega_w}^* \sqrt{1_{\Omega_\eta}} \wedge \tau_{\Omega_\mu}^*), & \text{если } q = q_0; \end{cases} \\
 M T_{\Omega_r} &= \mathcal{L}((\mathcal{L}(-, 1_{\Omega_g}^*) \oplus (T'_{\Omega_r} \wedge \tau_{\Omega_v}^*)) \oplus y_{\Omega_u}^*); \\
 y_{\Omega_u}^* &= \begin{cases} T'_{\Omega_r} \wedge y_{\Omega_{u-1}}^* \vee T_{\Omega_l} \wedge y_{\Omega_{u-1}}^* \vee T_{\Omega_l} \wedge T'_{\Omega_r} \wedge \tau_{\Omega_v}^*, & \text{если } u > u_0; \\ 0, & \text{если } u = u_0; \end{cases} \\
 M T_{\Omega_l} &= \begin{cases} \mathcal{L}(T_{\Omega_{l+1}} \wedge \tau_{\Omega_\rho}^*, 1_{\Omega_m}^* \sqrt{(T_{\Omega_{l+1}})} \wedge \tau_{\Omega_\rho}^*), & \text{если } l_0 < l < l_0 + 35; \\ \mathcal{L}(-, 1_{\Omega_c} \wedge \tau_{\Omega_\rho}^* \sqrt{1_{\Omega_m}^*}), & \text{если } l = l_0 + 35; \\ \mathcal{L}(\mathcal{L}(T_{\Omega_{l+1}} \wedge \tau_{\Omega_\rho}^*, 1_{\Omega_m}^* \sqrt{(T_{\Omega_{l+1}})} \wedge \tau_{\Omega_\rho}^*) \oplus \\ \oplus T'_{\Omega_l} \wedge \tau_{\Omega_\lambda}^*), & \text{если } l = l_0; \end{cases} \\
 \Omega_c = \Omega_\eta = \{\omega_{\eta 1}\}; \\
 \omega_{\eta 1} = 0 \div +\infty.
 \end{aligned} \right\}$$

Здесь M — знак системы выражений; r_0 — начальное значение r ; T'_{Ω_r} — прежнее значение сигнала T_{Ω_r} .

Управляющая часть автомата. Множества управляющих сигналов:

$$\begin{aligned}
 \mathcal{G}_1^{(1)} &= \{1_{\Omega_w}^*\}; & \mathcal{G}_2^{(1)} &= \{\tau_{\Omega_v}^*; \tau_{\Omega_\lambda}^*; \tau_{\Omega_\mu}^*; \tau_{\Omega_\rho}^*\}; \\
 \mathcal{G}_3^{(1)} &= \{1_{\Omega_g}^*; 1_{\Omega_m}^*\}; & \mathcal{G}_1^{(2)} &= \{\tau_{\Omega_v}^*\}; & \mathcal{G}_2^{(2)} &= \{\tau_{\Omega_\lambda}^*\}; \\
 \mathcal{G}_3^{(2)} &= \{\tau_{\Omega_\mu}^*; \tau_{\Omega_\rho}^*\}.
 \end{aligned}$$

Счетчик первого уровня:

$$\left\{ \begin{aligned}
 z_{\Omega_d} &= \mathcal{L}(\mathcal{L}(-, \tau_0^*) \oplus y_{\Omega_b}^*); \\
 z_{\Omega_{d+1}} &= \mathcal{L}(\mathcal{L}(-, \tau_0^*) \oplus y_{\Omega_{b+1}}^*); \\
 y_{\Omega_{b+1}}^* &= y_{\Omega_b}^* \wedge z_{\Omega_d}; \\
 y_{\Omega_b}^* &= y_{\Omega_{b+2}}^* \vee y_{\Omega_{b+3}}^*; \\
 \delta &\geq \delta_{\min}; \\
 \mathcal{S}_1^{(1)} &\rightarrow (z_{\Omega_d}) \wedge (\overline{z_{\Omega_{d+1}}}); \\
 \mathcal{S}_2^{(1)} &\rightarrow z_{\Omega_d} \wedge (\overline{z_{\Omega_{d+1}}}); \\
 \mathcal{S}_3^{(1)} &\rightarrow (\overline{z_{\Omega_d}}) \wedge z_{\Omega_{d+1}};
 \end{aligned} \right.$$

где

τ_0^* — сигнал, устанавливающий автомат в начальное состояние;

δ_{\min} — минимально допустимое время между снятием информации с триггера и записью новой информации в данный триггер.

Счетчик второго уровня:

$$\left\{ \begin{array}{l} z_{\Omega_{d+2}} = \mathcal{L}(\mathcal{L}(-, ((z'_{\Omega_{d+2}}) \wedge z'_{\Omega_{d+3}}) \wedge y_{\Omega_{b+4}}^* \vee \tau_0^*) \oplus \\ \oplus (z'_{\Omega_{d+2}} \vee (z_{\Omega_{d+3}})) \wedge y_{\Omega_{b+4}}^*); \\ z_{\Omega_{d+3}} = \mathcal{L}(\mathcal{L}(-, ((z'_{\Omega_{d+2}}) \wedge z_{\Omega_{d+3}}) \wedge y_{\Omega_{b+4}}^* \vee \tau_0^*) \oplus \\ \oplus (z'_{\Omega_{d+2}} \vee (z'_{\Omega_{d+3}})) \wedge y_{\Omega_{b+5}}^*); \\ y_{\Omega_{b+5}}^* = z_{\Omega_{d+2}}^* \wedge y_{\Omega_{b+4}}^*; \\ S_1^{(2)} \rightarrow \overline{(z_{\Omega_{d+2}})} \wedge \overline{(z_{\Omega_{d+3}})}; \\ S_2^{(2)} \rightarrow z_{\Omega_{d+2}} \wedge \overline{(z_{\Omega_{d+3}})}; \\ S_3^{(2)} \rightarrow \overline{(z_{\Omega_{d+2}})} \wedge z_{\Omega_{d+3}}, \end{array} \right.$$

где $z'_{\Omega_{d+2}}$ и $z'_{\Omega_{d+3}}$ — прежние значения сигналов $z_{\Omega_{d+2}}$ и $z_{\Omega_{d+3}}$ соответственно.

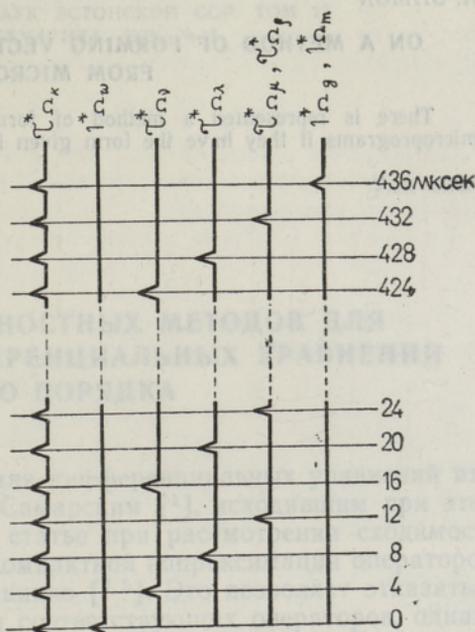
Управляющие сигналы:

$$\left\{ \begin{array}{l} 1_{\Omega_w}^* = \overline{(z_{\Omega_d})} \wedge (z_{\Omega_{d+1}}) \wedge \tau_{\Omega_h}^*; \\ \tau_{\Omega_v}^* = (T_{\Omega_l} \wedge \overline{(z_{\Omega_{d+2}})} \wedge \overline{(z_{\Omega_{d+3}})} \wedge z_{\Omega_d} \wedge \overline{(z_{\Omega_{d+1}})}) \wedge \tau_{\Omega_h}^*, \text{ где } l=l_0; \\ \tau_{\Omega_\lambda}^* = (z_{\Omega_{d+2}} \wedge \overline{(z_{\Omega_{d+3}})} \wedge z_{\Omega_d} \wedge \overline{(z_{\Omega_{d+1}})}) \wedge \tau_{\Omega_h}^*; \\ \tau_{\Omega_\mu}^* = \tau_{\Omega_\rho}^* = \overline{(z_{\Omega_{d+2}})} \wedge z_{\Omega_{d+3}} \wedge z_{\Omega_d} \wedge \overline{(z_{\Omega_{d+1}})}) \wedge \tau_{\Omega_h}^*; \\ 1_{\Omega_g}^* = 1_{\Omega_m}^* = ((z_{\Omega_d}) \wedge z_{\Omega_{d+1}}) \wedge \tau_{\Omega_h}^*; \\ \Omega_h = \{0; 4; 8; 12; 16; \dots\}. \end{array} \right.$$

Управляющие сигналы для счетчиков:

$$\left\{ \begin{array}{l} y_{\Omega_{b+2}}^* = 1_{\Omega_w}^*; \\ y_{\Omega_{b+3}}^* = \mathcal{L}(\tau_0^*, y_{\Omega_{b+4}}^*) \wedge y_{\Omega_{b+4}}^*; \\ y_{\Omega_{b+4}}^* = z_{\Omega_{d+4}} \wedge \tau_{\Omega_h}^*; \\ \alpha_s \rightarrow z_{\Omega_{d+4}} = \bigwedge_{l=l_0}^{l_0+35} (T_{\Omega_l}); \\ \Omega_h = \{0; 4; 8; 12; 16; \dots\}. \end{array} \right.$$

Замечание. Изложенный выше метод образования ВП-функций от микропрограмм пригоден для системы разновременных микропрограмм, т. е. для такой системы микропрограмм, в которой две или больше микропрограмм не выполняются одновременно.



Временная диаграмма управляющих сигналов.

Как видно, $t_{доп}^0 = 432$ мксек.

ЛИТЕРАТУРА

1. Рабинович З. Л., В сб.: Междунар. симп. по теории релейн. устройств и конечн. автоматов (ИФАК), Теория конечных и вероятностных автоматов, М., 1965, с. 215.
2. Рабинович З. Л., Кибернетика, № 3, 36 (1968).
3. Рабинович З. Л., Кибернетика, № 4, 25 (1968).
4. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 17, 270 (1968).
5. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 17, 291 (1968).
6. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 18, 215 (1969).
7. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 18, 347 (1969).
8. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 19, 172 (1970).
9. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 19, 397 (1970).
10. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 19, 401 (1970).
11. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 20, 468 (1971).
12. Сиймон А., Изв. АН ЭССР, Физ. Матем., 21, 253 (1972).
13. Глушков В. М., Кибернетика, № 5, 1 (1965).
14. Рабинович З. Л., Элементарные операции в вычислительных машинах, Киев, 1966.
15. Глушков В. М., Синтез цифровых автоматов, М., 1962.

Институт кибернетики
Академии наук Эстонской ССР

Поступила в редакцию
31/I 1972

A. SIMON

ÜKS MIKROPROGRAMMIDEST VEKTORAJA ÜMBERLÜLIMISE FUNKTSIOONIDE MOODUSTAMISE MEETODEID

Esitatakse üks mikroprogrammidest vektoraja ümberlülamise funktsioonide moodustamise meetodeid juhuks, kui mikroprogrammid on esitatud vastavalt tööle [13].

