

МИНИСТЕРСТВО ВЫСШЕГО И СРЕДНЕГО
СПЕЦИАЛЬНОГО ОБРАЗОВАНИЯ СССР

*ИЗВЕСТИЯ
ВЫСШИХ УЧЕБНЫХ ЗАВЕДЕНИЙ*

ПРИБОРОСТРОЕНИЕ

ТОМ XXX

№ 1

ОТДЕЛЬНЫЙ ОТТИСК

ИЗДАНИЕ ЛЕНИНГРАДСКОГО ИНСТИТУТА
ТОЧНОЙ МЕХАНИКИ И ОПТИКИ
1987

**МИНИМИЗАЦИЯ ЕМКОСТИ ПЗУ
МИКРОПРОГРАММНОГО УСТРОЙСТВА УПРАВЛЕНИЯ
ПРИ ВЕРТИКАЛИЗАЦИИ ГРАФ-СХЕМЫ АЛГОРИТМА**

А. А. БАРКАЛОВ, З. О. ДЖАЛИАШВИЛИ, В. Н. СТРУНИЛИН

Донецкий политехнический институт

Предлагается метод оптимизации емкости постоянного запоминающего устройства микропрограммного устройства управления, основанный на «расщеплении» операторных вершин интерпретируемой граф-схемы алгоритма. При этом достигается совместимость всех микроопераций и упрощается задача оптимального кодирования операционной части микрокоманды. Приведены аналитические оценки предлагаемого метода и метода кодирования полей совместимых микроопераций, определена область эффективного применения предложенного метода.

Микропрограммные устройства управления (МУУ) строятся на основе принципа программного управления, использующего операционно-адресную структуру управляющих слов [1]. Стоимость МУУ в значительной степени определяется стоимостью постоянного запоминающего устройства (ПЗУ), хранящего микропрограммы. Для уменьшения стоимости МУУ используются различные методы минимизации емкости ПЗУ. Одним из наиболее распространенных на практике методов решения этой задачи является метод кодирования полей совместимых микроопераций [2], называемый в дальнейшем методом *U*. Существующие алгоритмы такого кодирования, как правило, сводятся к комбинаторным задачам на графах и достаточно трудоемки. В настоящей работе предлагается метод оптимизации ПЗУ, основанный на преобразовании интерпретируемой МУУ граф-схемы алгоритма (ГСА) Γ , позволяющем выполнить условие

$$C_{\max} = Y, \tag{1}$$

где C_{\max} — максимальный класс совместимости микроопераций (МО) ГСА Γ [2]; $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ — множество МО ГСА Γ .

Пусть задана ГСА $\Gamma = \Gamma(B, E)$, где $B = D \cup P$ — множество вершин; D — множество операторных вершин; P — множество, включающее условные, начальную и конечную вершины ГСА Γ ; E — множество дуг. В операторных вершинах записываются микрокоманды (МК) $Y_t \in Y (t = \overline{1, T})$, в условных — элементы множества логических условий (ЛУ) $X = \{x_1, \dots, x_L\}$.

В практике микропрограммирования принято называть «вертикальной» микропрограмму, каждая МК которой содержит не больше одной МО [2]. По аналогии будем называть вертикальной ГСА Γ (ВГСА)

граф-схему алгоритма Γ , в которой для каждой вершины $b_q \in D$ выполняется условие:

$$|Y(b_q)| \leq 1, \quad (2)$$

где $Y(b_q)$ — микрокоманда, записанная в вершине b_q ; $|A|$ — число элементов в множестве A . Знак « \leq » означает, что в ГСА могут быть операторные вершины с микрокомандами $Y_0 = \emptyset$.

Микрооперации $y_n, y_m \in Y$ называются совместимыми, если $Y(y_n) \cap Y(y_m) = \emptyset$, где $Y(y_i) = \{Y_t | y_i \in Y_t\}$ ($i = n, m$). Максимальным классом совместимости S_{\max} называется максимальное по мощности множество попарно совместимых МО [3]. Очевидно, в вертикальной ГСА (ВГСА) все МО являются совместимыми, т. е. справедливо (1) и поэтому существует единственный вариант решения задачи оптимизации ПЗУ методом U , который и является оптимальным. При этом все МО $y_n \in Y$ объединяются в формате МК в одно поле разрядности $R \geq \text{int} \log_2(N+1)$. Параметр R определяет разрядность операционной части управляющих слов, хранящихся в ПЗУ.

«Расщепив» вершины $b_q \in D$ на $n_q = |Y(b_q)|$ вершин $b_q^1, \dots, b_q^{n_q}$, для которых справедливо (2), произвольную ГСА Γ можно преобразовать в ВГСА $V(\Gamma)$. При этом должно выполняться условие:

$$\begin{aligned} \bigcup_{i=1}^{n_q} Y(b_q^i) &= Y(b_q) \quad (b_q \in D); \quad |Y(b_q^i)| = 1 \quad (i = \overline{1, n_q}); \\ Y(b_q^i) \cap Y(b_q^j) &= \emptyset \quad (i \neq j, j \in \{1, \dots, n_q\}). \end{aligned} \quad (3)$$

Процесс преобразования $\Gamma \rightarrow V(\Gamma)$ будем называть вертикализацией ГСА Γ . Вертикализация ГСА Γ сводится к последовательному преобразованию операторных вершин $b_q \in D$, удовлетворяющему (3). При этом необходимо для всех вершин $b_q \in D$ выполнить следующую процедуру:

- 1) если $|Y(b_q)| \leq 1$, то перейти к п. 7;
- 2) исключить из E дуги (b_t, b_q) и включить дуги (b_t, b_q^1) ;
- 3) включить в E дуги (b_q^i, b_q^{i+1}) , где $i = \overline{1, n_q-1}$;
- 4) исключить из E дугу (b_t, b_q) и включить дугу $(b_q^{n_q}, b_n)$;
- 5) исключить из D вершину b_q и включить вершины b_q^i ($i = \overline{1, n_q}$);
- 6) распределить МО $y_n \in Y(b_q)$ по вершинам b_q^i ($i = \overline{1, n_q}$) согласно (3);
- 7) преобразование вершины b_q закончено.

Например, после применения этой процедуры к вершине b_2 ГСА Γ_1 (рис. 1, а) получен фрагмент ВГСА $V(\Gamma_1)$ (рис. 1, б). Отметим, что в вершину b_3^2 добавлен сигнал y_0 , назначение которого рассматривается несколько позже.

Оценим целесообразность применения к ГСА Γ предложенного метода по сравнению с применением метода U . В качестве критерия для сравнения используем емкость ПЗУ, получаемую в результате применения этих методов. При использовании метода U в ПЗУ содержится $|D|$ -разрядных МК. Представим R как αN , где α — коэффициент ко-

дирования. При максимальном кодировании [2] $\alpha = \alpha_{\min} = \text{int} \log_2(N + 1)/N$, при унитарном кодировании $\alpha = \alpha_{\max} = 1$. В общем случае $\alpha_{\min} \leq \alpha \leq \alpha_{\max}$. Таким образом, при применении метода U емкость ПЗУ $C_1 = \alpha N |D|$.

Пусть каждая МК ГСА Γ содержит в среднем k микроопераций. Тогда при применении предложенного метода в ПЗУ содержится $k |D|$ микрокоманд разрядности R и емкость ПЗУ $C_2 = k |D| \text{int} \log_2(N + 1)$.

Очевидно, предложенный метод эффективнее метода U , если

$$\beta = \frac{C_1}{C_2} = \frac{\alpha N}{k \text{int} \log_2(N + 1)} > 1.$$

Значения β для некоторых значений α , k и N приведены в таблице, из которой следует, что эффективность предложенного метода тем выше, чем больше МО содержит ГСА (чем больше N), чем меньше МО содержится в среднем в МК ГСА (чем меньше k) и чем больше коэффициент кодирования α (чем больше несовместимость МО). Исследования, проведенные авторами над пятьюдесятью ГСА реальной

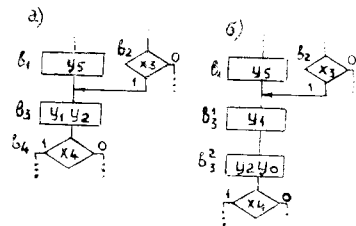


Рис. 1. Фрагмент ГСА Γ до вертикализации (а) и после вертикализации (б)

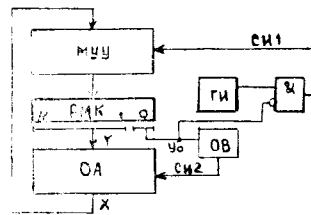


Рис. 2. Структура операционного устройства

сложности, собранными в библиотеке системы УАССМА-ЕС [5], показали, что в среднем $\beta = 1,48$.

$\alpha \backslash N$	32		64		128		256		1024	
	$k=3$	$k=5$	$k=3$	$k=5$	$k=3$	$k=5$	$k=3$	$k=5$	$k=3$	$k=5$
0,8	1,56	0,96	2,6	1,6	4,68	2,88	8,32	5,14	26	16,32
0,4	0,78	0,48	1,3	0,8	2,34	1,44	4,16	2,57	13	8,16
0,25	0,48	0,3	0,8	0,5	1,44	0,9	2,56	1,6	8,16	5,01

Предложенный метод имеет существенный недостаток — время t_1 выполнения алгоритма, представленного ГСА Γ , как правило, меньше, чем время t_2 выполнения алгоритма, представленного ГСА $V(\Gamma)$. Для уменьшения этого недостатка предлагается структура операционного устройства (рис. 2), функционирующего следующим образом.

Пусть по вырабатываемому генератором ГИ сигналу СМ1 МУУ переходит в состояние, соответствующее вершине b_q^1 ВГСА. При этом в регистр микрокоманд (РМК) заносится МО $Y(b_q^1)$. По следующему сигналу СМ1 в РМК заносится МО $Y(b_q^2)$ и т. д. При переходе МУУ

в состояние, соответствующее вершине b_q^n , одновременно с МО $Y(b_q^n)$ формируется сигнал y_0 . Этот сигнал запускает одновибратор (ОВ), вырабатывающий сигнал СИ2, инициирующий выполнение операционным автоматом (ОА) МК и запрещает поступление импульсов СИ1 на синхровход МУУ. После выполнения операционным автоматом МК $Y(b_q)$ обнуляется РМК и под действием СИ1 МУУ переходит в следующее состояние. Схема функционирует аналогичным образом до перехода МУУ в состояние, соответствующее конечной вершине $V(\Gamma)$.

Пусть t_3 , t_4 — соответственно время цикла ОА и МУУ, n — среднее число циклов ОА при выполнении алгоритма, заданного ГСА Γ . Если каждая МК ГСА Γ содержит в среднем k МО, то при использовании

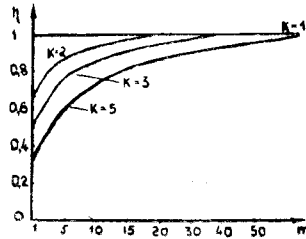


Рис. 3. График отношения времени интерпретации ГСА Γ к времени интерпретации ВГСА $V(\Gamma)$

ВГСА $V(\Gamma)$ на каждый цикл ОА в схеме (рис. 2) приходится k циклов МУУ. Тогда параметры t_1 и t_2 определяются следующим образом:

$$t_1 = n(t_3 + t_4);$$

$$t_2 = n(t_3 + kt_4).$$

Как правило, $t_3 > t_4$; пусть $t_3 = mt_4$. Определим отношение времени t_1 к времени t_2 :

$$\eta = \frac{t_1}{t_2} = \frac{n(m t_4 + t_4)}{n(m t_4 + k t_4)} = \frac{m + 1}{m + k}.$$

Из графика зависимости η (рис. 3) следует, что чем больше быстродействие МУУ по отношению к быстродействию ОА (чем больше m) и чем меньше МО в среднем содержит каждая МК ГСА Γ (чем меньше k), тем меньше увеличение времени выполнения алгоритма за счет вертикализации ГСА.

Исследования, проведенные авторами, показали, что предложенные методы вертикализации ГСА и организации операционного устройства позволяют в большинстве случаев уменьшить емкость ПЗУ при незначительном увеличении времени выполнения алгоритма.

ЛИТЕРАТУРА

1. Майоров С. А., Новиков Г. И. Принципы организации цифровых машин. — Л.: Машиностроение, 1974. — 432 с.
2. Баранов С. И., Баркалов А. А. Микропрограммирование: принципы, методы, применения. — Зарубежная радиоэлектроника, 1984, № 5, с. 3—29.
3. Dasgupta S. The organization of microprogram Stores. — ACM Comp. Surveys, 1979, v. 11, № 1, p. 39—65.

4. Баркалов А. А. Микропрограммное устройство управления как композиция автоматов с программируемой и жесткой логикой — Автоматика и вычислительная техника, 1983, № 4, с. 42—50.
5. Баранов С. И., Журавина Л. Н. Универсальная автоматизированная система синтеза микропрограммных автоматов (УАССМА-ЕС) — ИСиМ, 1980, № 4, с. 85, 86.

Рекомендована кафедрой
электронно-вычислительных
машин

Поступила в редакцию
27 января 1986 г.