



Math-Net.Ru

All Russian mathematical portal

G. M. Adel'son-Vel'skii, A. L. Brudno, A. S. Kronrod,
P. T. Reznikovskii, A system of commands for a three-
address machine without address register, *Dokl. Akad.
Nauk SSSR*, 1964, Volume 154, Number 3, 545–548

Use of the all-Russian mathematical portal Math-Net.Ru implies that you
have read and agreed to these terms of use
<http://www.mathnet.ru/eng/agreement>

Download details:

IP: 18.97.14.87

February 18, 2025, 06:30:38



КИБЕРНЕТИКА И ТЕОРИЯ РЕГУЛИРОВАНИЯ

Г. М. АДЕЛЬСОН-ВЕЛЬСКИЙ, А. Л. БРУДНО, А. С. КРОНРОД,
П. Т. РЕЗНИКОВСКИЙ

**О СИСТЕМЕ КОМАНД ДЛЯ ТРЕХАДРЕСНОЙ МАШИНЫ
БЕЗ РЕГИСТРА АДРЕСА**

(Представлено академиком М. В. Келдышем 27 VII 1963)

1°. Изложение ведется для машины с 4096 ячейками памяти, содержащими 43-разрядные слова. Машинно-выделенными являются ячейки: S , стандартный конец Ω и незабываемый нуль в нулевой ячейке.

2°. Разряды в словах нумеруются справа налево, A_k означает k -й разряд слова A . Слова могут восприниматься:

а) как команды ($A_{43} \div A_{37}$ — код, $A_{36} \div A_{25}$ — I адрес, $A_{24} \div A_{13}$ — II адрес, $A_{12} \div A_1$ — III адрес).

б) как числа в нормальной форме (A_{43} — знак, $A_{42} \div A_{37}$ — порядок $+ + 100_8$, дальше — мантисса).

с) как целые положительные 43-разрядные числа.

3°. Всюду обозначено: KA — код слова A ; $Ad A$ — адресная часть A (с A_1 по A_{36}). I — III — адреса слова A обозначаются $A1, A2, A3$. В случае возможной двусмысленности 12-разрядное число, составляющее As , обозначается « As ». Через $A0$ обозначен адрес ячейки, содержащей слово A . Всюду $\alpha, \beta, \gamma, \delta$ и ϵ означают соответственно 1, 2, 3, 6 и 7 разрядов, идущих подряд. Ячейка, содержащая рассматриваемую команду, обозначается $Я$, следующая за ней $Я + 1$.

4°. Система команд приведена в таблице. В тексте даны пояснения лишь к командам, не понятным из таблицы. Работа с внешними устройствами и блочной памятью не рассматривается.

5°. Пояснения к таблице кодов

Команда немедленного исполнения НИ A, B, C (001) исполняет команду из ячейки $A3 + «B»$. Перед этим в регистр адреса команды поступает « C ».

Прф $[A], B = C$ (002) служит для формирования адресов ячейки C алгебраическим сложением адресов (и кода) B . Пусть $A = \alpha_0\beta_0\alpha_1\beta_1\alpha_2\beta_2\alpha_3\beta_3$. Тогда « Bs » $\times (-1)^{\alpha_s}$ является слагаемым для $C\beta_s$ ($s = 1, 2, 3$). При $\beta_s = 0$ число « Bs » не используется. $KB = KB$ при $\alpha_0 = \beta_0 = 0$ и $KB = 0$ во всех остальных случаях. При $\beta_0 \neq 0$ величина $KB \times (-1)^{\alpha_0}$ — слагаемое для $C\beta_0$.

Команда $\Phi(A, B, C)$ (003), выполненная вслед за Инф ABC (103), дает возможность обращения в одну команду к функции одного переменного с указанием адресов аргумента и результата.

Команда формирования адресов (004). Пусть

$$\begin{aligned} Я: & \Phi A, A, B, C \\ Я + 1: & K, P, Q, R \end{aligned}$$

Выполнится команда ($K, P + «A3», Q + «B3», R + «C3»$), причем в регистре адреса команды стоит не $Я$, а $Я + 1$

Команда формирования команд (005). Пусть

$$\begin{aligned} Я: & \Phi K \alpha'_1 \alpha'_2 \alpha'_3 \alpha_1 \beta_1 \alpha_2 \beta_2 \alpha_3 \beta_3 M T \\ Я + 1: & K \quad L_1 \quad L_2 L_3 \end{aligned}$$

При $T \neq 0$ в ячейку T поступит команда:

$$KT = K, \quad Ts = Ms \cdot \alpha'_s + (-1)^{\alpha_s} \cdot L_s \gamma_s.$$

Если $T = 0$, то сформированная указанным образом команда в память не запишется, а выполнится немедленно, как лежащая в $Я + 1$.

Пример.

$$\begin{aligned} Я: & \Phi K 101 13 02 00 S T \\ Я + 1: & \times \quad A \quad B C \end{aligned}$$

	..0	..1	..2	..3	..4	..5	..6	..7
00. Названия группы	2 - адресные команды (0,0,0) - безумовляющие передачу управления!	НИ А, В, С (см. текст)	ПрФ [А], В, С (см. текст)	$\Phi(A, B, C)$ $S1 \rightarrow A$ $(B \rightarrow S2; S2) \rightarrow C$	ФА формирование адресов (см. текст) е - адресные команды	ФК формирование команд (см. текст)	ГОП групповая операция (см. текст)	Работа с внешними устройствами
10. Безумовляющие передачи управления С	Степ А, В, С на пункт А и В при левом угле на С	Команды для работы с даткой лачтыва	Многоадресные команды	ИИФ (А, В, С) А - S $(0,0,0; A'' \rightarrow S)$	А - В; С	А - В; С; СΩ $(0,0,0; A'' \rightarrow S)$	„А” - В; С $(0,0,0; A'' \rightarrow B)$ $(0,0,0; A'' \rightarrow S)$	„А” - В; С; СΩ $(0,0,0; A'' \rightarrow B)$ $(0,0,0; A'' \rightarrow S)$
01. Плавящие действия	А + В = С	А - В = С	А × В = С	А : (В + С) = С	А + „В” = С	А - „В” = С	А × „В” = С	А : „В” = С
11. Плавящие действия результат заносится в S, условная передача управления С	А + В; С при S < 0	А - В; С при S < 0	А × В; С при S < 0	А : В; С при S < 0	А + „В”; С при S < 0	А - „В”; С при S < 0	А × „В”; С при S < 0	А : „В”; С при S < 0
02. Сложные плавящие действия А:В означает -А:В А:В означает -(А:В)	(А × В) + С = С	(А ÷ В) + С = С	А × (В + С) = С	А : (В + С) = С	(А × В) + С = С	(А ÷ В) + С = С	А × В × С = С	(А : В) × С = С
12. Сложные плавящие действия результат заносится в S	(А + В) × С = S	(А ÷ В) × С = S	А × (В + С) = S	А : (В + С) = S	(А × В) + С = S	(А ÷ В) + С = S	А × В × С = S	(А : В) × С = S
03. Действия с целыми числами	А +, В = С	А -, В = С	А ×, В = С кбаст в S голова в S	А (mod) В = С кбаст в S голова в S	А + „В” = С	А - „В” = С	А × „В” = С кбаст в S голова в S	А (mod „В”) = С кбаст в S голова в S
13. Действия с целыми числами результат заносится в S, условная передача управления С	А +, В; С при S < 0	А -, В; С при S < 0	А ×, В; С кбаст в S при S < 0	А (mod) В; С при S = 0	А + „В”, С при S < 0	А - „В”, С при S < 0	А × „В”, С кбаст в S при S < 0	А (mod „В”); С при S = 0

	..0	..1	..2	..3	..4	..5	..6	..7
04	Название группы	$A \vee B = C$ логическое сложение	$A \wedge B = C$ логическое вычитание	$A + B = C$ логическое умножение	$A - B = C$ свертка ($i=1$, если $A_i \neq B_i$)	$\{\delta_i^0\} \wedge B = C$ вычитание (см. текст)	$[A] \Rightarrow B = C$ сдвиг слова по адресу (см. текст)	$f_3 \Rightarrow B = C$ сдвиг адреса по адресу (см. текст)
14	Логические действия	$A \vee B; C$ при $S=0$	$A \wedge B; C$ при $S=0$	$A + B; C$ при $S \neq 0$	$\{\delta_i^0\} \wedge B; C$ при $S=0$	$[A] \Rightarrow B; C$ (см. текст)	$f_3 \Rightarrow B; C$ при $S=0$	$f_3 \Rightarrow B; C$ при $\text{адр. } S=0$
05	Преобразование вычитанием (см. текст)	$A - \text{код } B = C$	$A -_2 B = C$	$A -_3 B = C$	$A -_{15} B = C$	$A -_{23} B = C$	$A -_{35} B = C$	$f - \text{адр } B = C$
15	Преобразование вычитанием результат заносится в S условия перебора управлений C (см. текст)	$A - \text{код } B; C$ при $\text{код } S < 0$	$A -_2 B; C$ при $S2 < 0$	$A -_3 B; C$ при $S3 < 0$	$A -_{15} B; C$ при $S1 < 0$	$A -_{23} B; C$ при $S2 < 0$	$A -_{35} B; C$ при $S3 < 0$	$f - \text{адр } B; C$ при $\text{адр. } S < 0$
06	Преобразование сложением (см. текст)	$A + \text{код } B = C$	$A +_2 B = C$	$A +_3 B = C$	$A +_{15} B = C$	$A +_{23} B = C$	$A +_{35} B = C$	$f + \text{адр } B = C$
16	Условная переборка управления C сдвигением индекса	$A_3^+ \geq B_3^+; C$ при $f3 \geq B_3^+$ " $f3^+ = f3$ "	$A_3^+ < B_3^+; C$ при $f3 < B_3^+$ " $f3^+ = f3$ "	$A_3^- \geq B_3^-; C$ при $f3 \geq B_3^-$ " $f3^- = f3$ "	$A_3^- < B_3^-; C$ при $f3 < B_3^-$ " $f3^- = f3$ "	$A_3^+ > B_3^+; C$ при $f3 > B_3^+$ " $f3^+ = f3$ "	$A_3^+ < B_3^+; C$ при $f3 < B_3^+$ " $f3^+ = f3$ "	$A_3^- < B_3^-; C$ при $f3 < B_3^-$ " $f3^- = f3$ "
07	Арифметика разная	$ A + B = C$	$\sqrt{A+B} = C$	$\{A : B\} = C$ дробная часть в C целая часть в S	$A \oplus B = C$ цифровое сложение	$A \ominus B = C$ цифровое вычитание	"A" : "B" = C в C указывается то число в нормальной форме	Команда для работы с бинарной памятью
17	Логика разная	$C \& [A], B = C$ сборка (см. текст)	$A \& B, C = C$ разборка (см. текст)	$(A3^+ \wedge B^+) - C$	$A - (B^+ \wedge C3^+)$	$C \text{ ИЛИ } (\delta_i^0 \wedge B) - C$ (см. текст)	$\text{max } A, B = C$ мин $A, B = S$	$\text{max } A , B = C$ мин $ A , B = S$

в T поступит команда $(S1 - A3) \times B2 = (S3 + \langle C \rangle)$.

Групповая операция (006). Пусть

$$Y: \text{ГОП } \alpha_0 \beta_0 \alpha_1 \beta_1 \alpha_2 \beta_2 \alpha_3 \beta_3 \quad B \quad C$$

$$Y + 1: \quad \dots \quad \dots \quad \dots \quad \dots$$

Тогда команда, лежащая в $Y + 1$, выполняется в цикле « C » раз, если $\beta_0 = 0$, и $C\beta_0$ раз, если $\beta_0 \neq 0$. К s -му исполнительному адресу $Y + 1$ добавляется на каждом шагу $(-1)^{\alpha_s} \cdot \langle B\beta_s \rangle$, если $\alpha_0 = 1$, $\beta_s \neq 0$, и $(-1)^{\alpha_s} \cdot \langle B \rangle$ при $\alpha_0 = 0$, $\beta_s \neq 0$. При $\beta_s = 0$ s -й исполнительный адрес $Y + 1$ не меняется. По окончании цикла управление переходит к $Y + 2$, если в цикле оно не передано другой команде. Сама команда $Y + 1$ остается неизменной.

Высечение $[\delta_1 \delta_2] \wedge B = C$ (044). Если $\delta_1 \leq \delta_2$, то $C_i = B_i$ при $\delta_1 \leq i \leq \delta_2$ и $C_i = 0$ при $i < \delta_1$ или $i > \delta_2$. Если $\delta_1 > \delta_2$, то $C_i = B_i$ при $i \geq \delta_1$ или $i \leq \delta_2$ и $C_i = 0$ при $\delta_2 < i < \delta_1$.

Сложный сдвиг $[A] = \rangle B = C$ (045). Пусть $A = \alpha_{-1} \alpha_0 \alpha_1 \alpha_2 \alpha_3 \dots$. Пусть $\tau = \varepsilon - 100_8$.

Сдвиг идет на $|\tau|$ разрядов влево при $\tau \geq 0$ и вправо при $\tau < 0$. Сдвигаются: код B при $\alpha_0 \neq 0$ и адреса B_s , для которых $\alpha_s \neq 0$. Пусть M — совокупность номеров разрядов, подвергающихся сдвигу. Пусть $T_i = 1$ при $i \in M$ и $T_i = 0$ при $i \notin M$. В C поступает Q — сдвинутая часть B , пересеченная с T . Если $\alpha_{-1} = 1$, то к Q добавляется еще и несдвинутая часть B . Команда 145 выполняется аналогично. Управление передается C при $Q = 0$.

Сдвиги по адресу (046, 146, 047 и 147). Пусть $\tau = \langle A3 \rangle - 100_8$. Сдвиг на $|\tau|$ разрядов влево при $\tau \geq 0$ и вправо при $\tau < 0$. Команды $A_3 \rightarrow B = C$ и $A_3 \rightarrow B; C$ (046 и 146) сдвигают все слово B , а $A_3 \Rightarrow B = C$ и $A_3 \Rightarrow B; C$ (047 и 147) лишь адресную часть B , причем $\mathbb{K}C = \mathbb{K}B$.

Команды $A \pm i \langle B \rangle$ (051—053; 151—153 и 061—063) выполняются так: $Ai \pm \langle B \rangle = Ci$. Остальные адреса и код C совпадают с кодом и соответствующими адресами A .

Команды $A \pm_{is} B$ (054—056, 154—156 и 064—066) к Ai добавляют (вычитают) $\langle B3 \rangle$, остальные адреса и код сохраняются.

Сборка $S_b [A]$, $B = C$ (170) и разборка $R_{3b} [A]$, $B = C$ (171). Пусть $i_1 < i_2 < \dots < i_k$ — номера всех разрядов A , для которых $A_{i_s} \neq 0$. Тогда в сборке $C_s = B_{i_s}$ при $s \leq k$ и $C_s = 0$ при $s > k$, а в разборке $C_{i_s} = B_s$ ($1 \leq s \leq k$), а остальные разряды C равны 0. Выделение старшей единицы. Ст. ед. A, B, C (174). Пусть $\lambda = \max i$ ($A_i = 1$). Тогда $B_\lambda = 1$; $B_s = 0$ ($s \neq \lambda$), $\mathbb{K}C = C_1 = C_2 = 0$ и $C_3 = \lambda$.

Счет $[\delta_1 \delta_2] \wedge B = C$ (175). Если $\delta_1 \leq \delta_2$, в $C3$ кладется число разрядов $B_i = 1$ при $\delta_1 \leq i \leq \delta_2$, а если $\delta_1 \geq \delta_2$, число разрядов $B_i = 1$ при $i \geq \delta_1$ и $i \leq \delta_2$. В обоих случаях $\mathbb{K}C = C1 = C2 = 0$.

6°. Кроме выделенных ячеек 0, S и Ω , полезно иметь еще «секундомер» T — ячейку-счетчик, в которой правые 10—12 разрядов — электронные. В этот счетчик при выполнении каждой команды (а еще лучше — стандартного такта) добавляется 1.

7°. Важно, чтобы были приданы номера ячеек регистру команды, нескольким ДЗУ и регистру, содержащему в III адресе адрес предыдущей команды.

8°. При выполнении действий с нормализованными числами должна происходить аварийная остановка при попытке действия с числом — 0 (нуль в результате плавающего действия должен выдаваться как +0). Это же число как команда есть стоп. Следует предусмотреть роспись памяти — 0 с пульта.

Институт теоретической и экспериментальной физики
Государственного комитета по использованию атомной энергии
Институт электронных управляющих машин
Центральный н.-и. институт комплексной автоматизации

Поступило
8 VII 1963