



# Math-Net.Ru

Общероссийский математический портал

Г. М. Адельсон-Вельский, А. Л. Брудно, А. С. Кронрод, П. Т. Резниковский, О системе команд для трехадресной машины без регистра адреса, *Докл. АН СССР*, 1964, том 154, номер 3, 545–548

Использование Общероссийского математического портала Math-Net.Ru подразумевает, что вы прочитали и согласны с пользовательским соглашением

<http://www.mathnet.ru/rus/agreement>

Параметры загрузки:

IP: 18.97.14.91

14 января 2025 г., 13:44:08



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  $\Omega$  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  $\epsilon$  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 (000,0) - безупрочная передача 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. Безупрочные передачи управления С	Степ А, В, С на пути А и В при логике управления!	Команды для работы с битовой лентой	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. Плавящиеся действия	А + В = С	А - В = С	А × В = С	А : В = С	А + „В” = С	А - „В” = С	А × „В” = С	А : „В” = С
11. Плавящиеся 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 плавящиеся 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 плавящиеся 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
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 $A_i \neq B_i$ )	$\left[ \delta_i^0 \delta_j^0 \right] \wedge B = C$ вычитание (см. текст)	$\left[ A \right] \Rightarrow B = C$ сложный сдвиг (см. текст)	$f_3 \Rightarrow B = C$ сдвиг слова по адресу части 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 $S \neq 0$	$\left[ \delta_i^0 \delta_j^0 \right] \wedge B; C$ при $S=0$	$\left[ A \right] \Rightarrow B; C$ (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 замаскируется в S условия перевода управляющих 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 передача управления C сдвигением индекса	$A_3^+ \geq B; C$ при $f3 \geq B$ " $f3^+ = f3$ "	$A_3^+ < B; C$ при $f3 < B$ " $f3^+ = f3$ "	$A_3^- \geq B; C$ при $f3 \geq B$ " $f3^- = f3$ "	$A_3^- < B; C$ при $f3 < B$ " $f3^- = f3$ "	$A_3^+ > B; C$ при $f3 > B$ " $f3^+ = f3$ "	$A_3^- > B; C$ при $f3 > B$ " $f3^- = f3$ "	$A_3^- < B; C$ при $f3 < B$ " $f3^- = f3$ "
07	Арифметика разная	$ A  +  B  = C$	$ A  \text{ адр } B = C$	$\sqrt{A+B} = C$	$\{A : B\} = C$ дробная часть в C целая часть в S	$f \oplus B = C$ цифлическое сложение	$f \ominus B = C$ цифлическое вычитание	Команды для работы с бинарной памятью
17	Логика разная	$C \& [A], B = C$ сборка (см. текст)	$P \& B [A], B = C$ разборка (см. текст)	$\sqrt{A+B} = C$ " $f3^+ = B^+$ " - C	$A - (B^+ \div C3^+)$	$C \text{ ИТ } (\delta_i^0 \delta_j^0 \wedge B) = C$ (см. текст)	$\text{max } A, B = C$ min $A, B = S$	$\text{max }  A ,  B  = C$ min $ 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  $\tau = \epsilon - 100_8$ .

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  $KC = KB$ .

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  $S_6 [A]$ ,  $B = C$  (170) и разборка  $R_3 [A]$ ,  $B = C$  (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  $B_\lambda = 1$ ;  $B_s = 0$  ( $s \neq \lambda$ ),  $KC = C_1 = C_2 = 0$  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  $KC = C1 = C2 = 0$ .

6°. Кроме выделенных ячеек 0,  $S$  и  $\Omega$ , 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