СОВЕТ НАРОДНОГО ХОЗЯЙСТВА
МОСКОВСКОГО (ГОРОДСКОГО) ЭКОНОМИЧЕСКОГО
АДМИНИСТРАТИВНОГО РАЙОНА

ЗАВОД СЧЕТНО-АНАЛИТИЧЕСКИХ МАШИН

М. Р. ШУРА-БУРА,
В. С. ШТАРКМАН

Рассылается по списку
№ 157

ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ МАШИНА М-20

ИНСТРУКЦИЯ ПО МАТЕМАТИЧЕСКОЙ ЭКСПЛУАТАЦИИ

ЦБТИ
Москва — 1962

Рассылается по списку. Экз. №

СОВЕТ НАРОДНОГО ХОЗЯЙСТВА
МОСКОВСКОГО (ГОРОДСКОГО) ЭКОНОМИЧЕСКОГО
АДМИНИСТРАТИВНОГО РАЙОНА

ЗАВОД СЧЕТНО-АНАЛИТИЧЕСКИХ МАШИН

М. Р. ШУРА-БУРА,
В. С. ШТАРКМАН

ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ МАШИНА М-20

ИНСТРУКЦИЯ ПО МАТЕМАТИЧЕСКОЙ ЭКСПЛУАТАЦИИ

ЦЕНТРАЛЬНОЕ БЮРО ТЕХНИЧЕСКОЙ ИНФОРМАЦИИ
Москва - 1962

ВВЕДЕНИЕ

Машина М-20 (рис. 1) представляет собой универсальную быстро действующую вычислительную машину с арифметическим устрой ством, работающим в двоичной системе счисления. Для представления чисел принята система плавающей запятой. Операции над числами в арифметическом устройстве (*АУ*) проводятся с учетом порядков. Абсолютная величина чисел, представимых в машине одним кодом, изменяется от 2^{-99} до 2^{+63}, причем в интервале от 2^{-65} до 2^{+63} числа могут быть заданы с 36 двоичными значащими цифрами. Операции над числами проводятся с округлением, в результате которого максимально возможная ошибка операции снижается в два раза, а ее среднее значение становится близким к нулю.

Для облегчения программирования вычислений с повышенной точностью (с увеличенным по сравнению с нормальным количеством разрядов) введены специальные модификации операций над числами, операции с блокировкой округления и блокировкой нормализации результата, кроме того, предусмотрено получение точного произведения двух чисел, точнее говоря, специальная операция вывода последних разрядов произведения.

Среди элементарных операций машины, наряду с делением, имеется операция извлечения квадратного корня. Кроме операций над числами, в арифметическом устройстве предусмотрены операции над адресами команд и различные логические операции над командами. Система команд трехадресная. Устройством управления (*УУ*) предусмотрен режим автоматического изменения адресов, для чего используется специальный 12-разрядный регистр адреса (*РА*), и различные команды, изменяющие порядок выборки команд (передачи управления).

С командами передачи управления совмещены операции пересылок информации. Для команд условной передачи управления выбрана система «выработки признака» в зависимости от результата операции. Такая система позволяет осуществлять изменение порядка выборки команд в зависимости от самых различных арифметических и логических признаков. Системой команд предусмотрены специальные операции, дающие возможность программным путем анализировать и изменять содержимое *РА* в устройстве

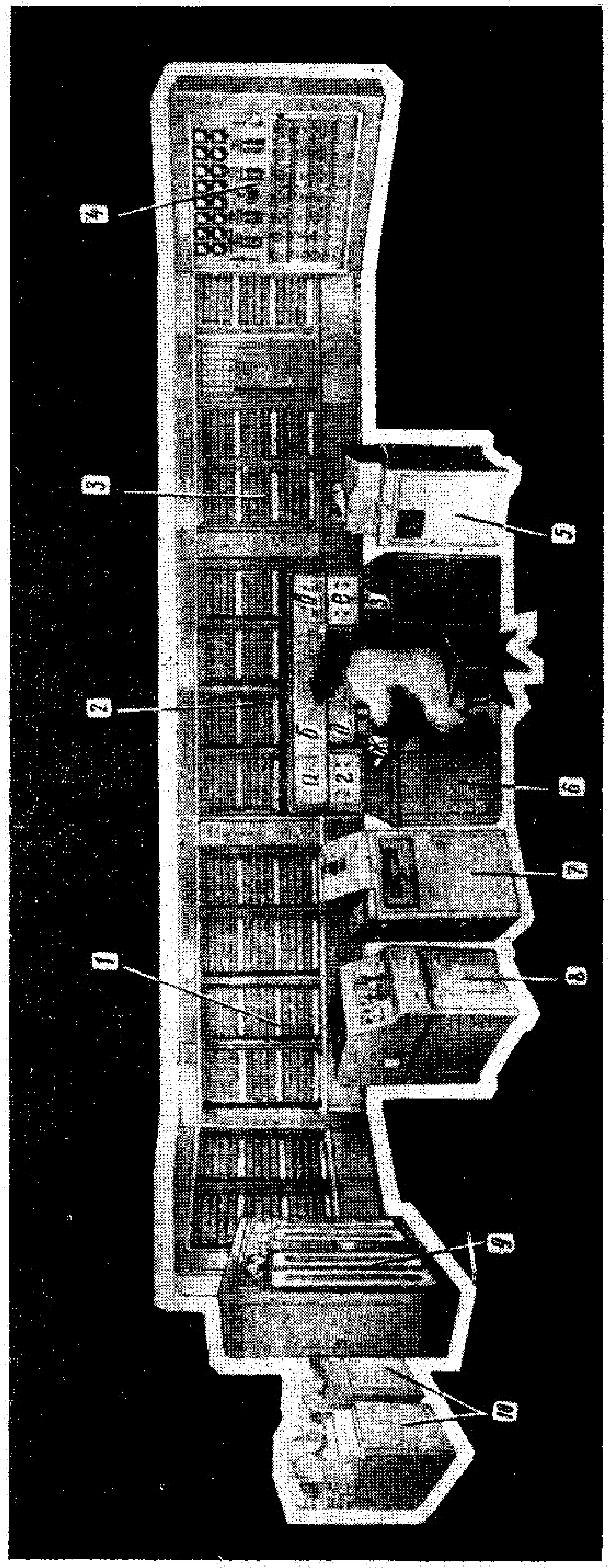

Рис. 1. **Общий вид машины М-20:**

1—устройство управления (*УУ*); *2*—арифметическое устройство (*АУ*); *3*—магнитное оперативное запоминающее устройство (*МОЗУ*); *4*—стойка питания; *5*—устройство чтения перфокарт (*ЧУ*); *6*—пульт управления (*ПУ*); *7*—печатающее устройство (*ПЧ*); *8*—перфоратор (*ПР*); *9*—стойка лентопротяжных механизмов; *10* магнитные барабаны (*МБ*).

Буквами от *а* до *з* обозначены отдельные панели пульта управления

управления, а также извлекать информацию из специальных регистров пульта управления.

Внутреннее (оперативное) запоминающее устройство (*МОЗУ*) машины состоит из 4096 45-разрядных ячеек. В составе машины имеется буферное запоминающее устройство на трех магнитных барабанах, емкость каждого из которых равна емкости внутреннего запоминающего устройства. Таким образом, общая емкость буферной памяти составляет 12 288 45-разрядных двоичных кодов. Помимо барабанов, в составе машины предусмотрено внешнее запоминающее устройство на магнитных лентах, имеющее четыре входа. Запоминающее устройство на барабанах и магнитных лентах кратко обозначается *МЗУ*.

Для первоначального ввода информации служит устройство ввода с перфокарт (читающее устройство). Результаты могут быть выведены на перфокарты или отпечатаны при помощи быстродействующего печатающего устройства, работающего в составе машины. При выводе используется буферный регистр емкостью 512 кодов для снижения потери машинного времени на печать результатов.

В процессе сбращения к магнитным барабанам и магнитным лентам автоматически выполняются дополнительные операции, обеспечивающие контроль считывания и записи. Аналогичные операции контроля выполняются во времени ввода информации с читающего устройства и во время вывода результатов.

§ 1. ПРЕДСТАВЛЕНИЕ ИНФОРМАЦИИ В МАШИНЕ

Информация в машине М-20 задается при помощи упорядоченных наборов двоичных цифр, т. е. двоичных кодов. Тот или иной смысл такие наборы приобретают, конечно, лишь в силу определенных соглашений. Однако независимо от каких-либо соглашений существует естественное взаимнооднозначное соответствие между упорядоченными наборами из k двоичных цифр $(\alpha_k, \alpha_{k-1}, \ldots\ldots, \alpha_1)$ и целыми неотрицательными числами, меньшими чем 2^k, которое определяется соотношениями

$$(\alpha_k, \alpha_{k-1}, \ldots, \alpha_1) \rightleftarrows N, \quad \text{если } N = \sum_{j=1}^{k} \alpha_j 2^{j-1}.$$

Так как при рассмотрении информации в машине мы будем иметь дело с двоичными кодами различной длины, заметим, что взаимная однозначность указанного соответствия имеет место только при фиксированной длине кода. Все же, когда не возникает сомнения в числе разрядов кода, о котором идет речь, мы будем отождествлять его с соответствующим ему числом N.

Соглашения об информации, содержащейся в том или ином двоичном коде, могут быть произвольными. Особое значение имеют те из них, которые нашли свое отражение в конструкции машины. О соглашениях, предусмотренных конструкцией машины, собственно и идет речь, когда говорится о способах представления информации в машине.

Основной единицей информации в машине М-20 является 45-разрядный двоичный код

$$\alpha_{45}, \alpha_{44} \ldots \alpha_2, \alpha_1. \tag{1}$$

Во многих случаях такой код выступает как единое целое. В частности, последнее имеет место при записи информации в память машины и при извлечении этой информации из памяти для передачи в другие устройства. Однако в ряде случаев 45-разрядный двоичный код полезно рассматривать как объединение отдельных кодов меньшей длины, каждый из которых имеет свой самостоятельный смысл. Такое дробление тем более целесообразно, что коды, длины которых меньше чем 45 разрядов, появляются в машине не только в качестве частей 45-разрядных кодов.

Изображение информации на перфокарте

Для нанесения кодов на стандартную 80-колонную перфокарту на последней выделены 45 колонок. Каждая из 12 позиций выделенной колонки служит для изображения двоичной цифры. Пробивка соответствует цифре 1, отсутствие пробивки — цифре 0. Полный 45-разрядный код располагается на одной позиции выделенных 45 колонок перфокарты. Коды меньшей длины располагаются на одной позиции части выделенных колонок.

Кроме того, на перфокарте выделены две колонки, пробивки в которых служат признаками наличия в соответствующей позиции перфокарты того или иного кода. Эти колонки называются маркерными.

Расположение информации на перфокарте показано на рис. 2. Колонки *18* и *80*, где нанесены пробивки во всех позициях, являются маркерными. Кроме того, в верхней позиции пробиты 45 колонок, выделенные для изображения полного кода. В позициях ниже пробиты колонки, соответствующие частям 45-разрядного кода, рассматриваемого в качестве команды.

Часть колонок перфокарты предназначена для нанесения информации о номере массива перфокарт и номера перфокарты в массиве. Эта информация служит лишь для различения перфокарт вне машины. Нанесение пробивок на перфокарты происходит при выводе информации из машины на выходной перфоратор или вне машины на ручном клавишном устройстве. Естественно, что информация на карты может быть нанесена при помощи любых других средств при условии соблюдения правил изображения информации, принятых в машине. Подробнее о вводе информации с перфокарт и выводе на перфокарты будет сказано ниже.

Изображение команд

Каждая команда в машине изображается полным 45-разрядным кодом. Рассматриваемый в качестве команды полный 45-разрядный код (1) распадается на следующие части: три 12-разрядных кода $(\alpha_{36}, \alpha_{35} \ldots \alpha_{25})$, $(\alpha_{24}, \alpha_{23} \ldots \alpha_{13})$ и $(\alpha_{12}, \alpha_{11} \ldots \alpha_1)$, называемые, соответственно, **первым, вторым и третьим адресами**, шестиразрядный код $(\alpha_{42} \ldots \alpha_{37})$, называемый **кодом операции**, и три одноразрядных кода α_{45}, α_{44} и α_{43}, называемые, соответственно, разрядами признака первого, второго и третьего адресов и обозначаемые π_1, π_2, π_3 соответственно.

Последние три одноразрядных кода можно рассматривать как один трехразрядный код, называемый кодом признаков. Сокращенно адреса обозначаются, соответственно, A_1, A_2, A_3, код операции — *КОП* и код признаков — *КП*.

КП	*КОП*	A_1	A_2	A_3
3 разр.	6 разр.	12 разр.	12 разр.	12 разр.

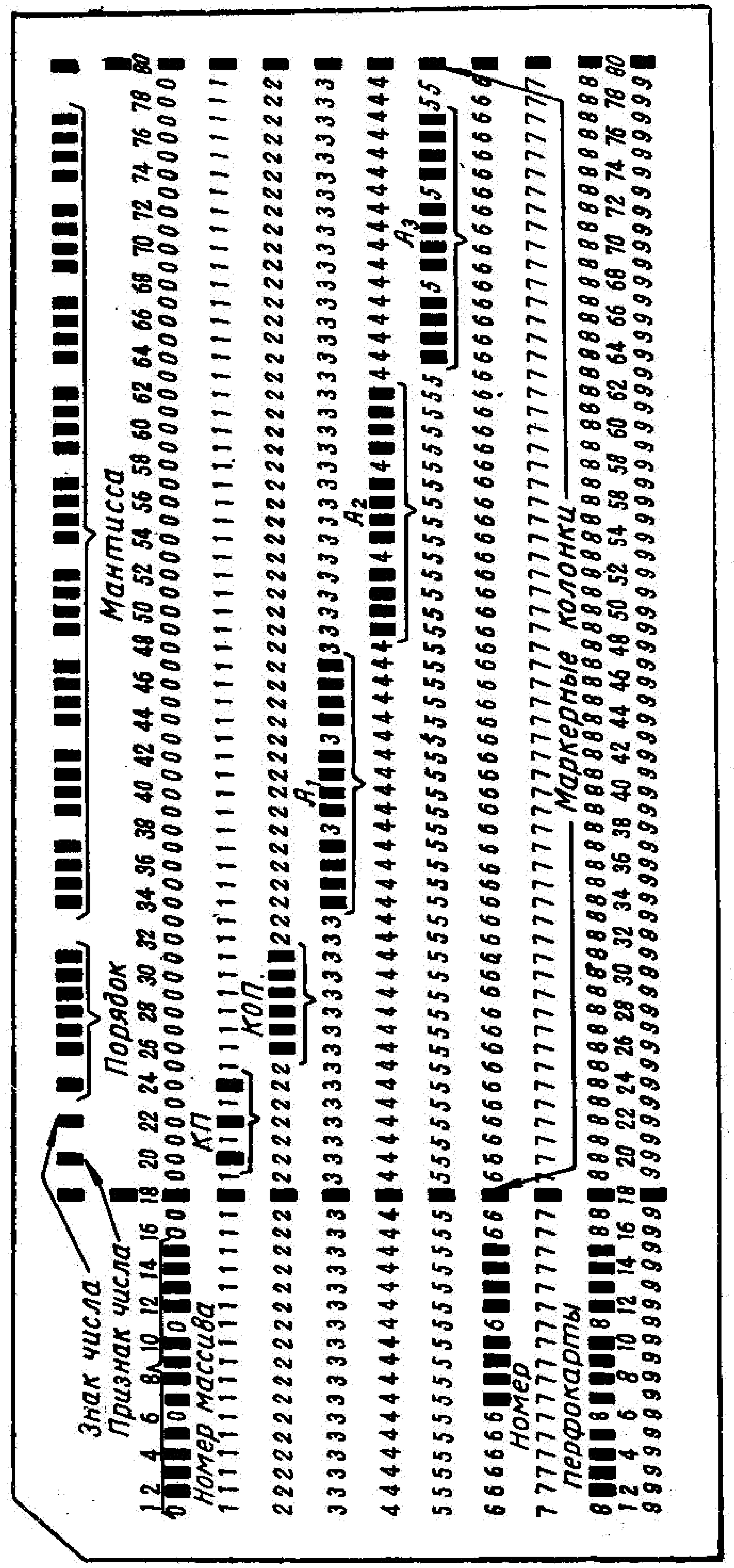

Рис. 2. Расположение информации на перфокарте

Как правило, адреса команды используются для получения номеров ячеек памяти, к которым следует обращаться при выполнении рассматриваемой команды для выборки или записи кодов. Однако из этого правила имеется довольно много исключений. В связи с тем, что номер ячейки памяти называется ее адресом, термин а д р е с имеет два различных смысла — номер ячейки и часть кода команды. В каждом конкретном случае обычно ясно, какой смысл вкладывается в термин а д р е с. Однако о двойном смысле этого термина следует постоянно помнить.

Обычно 45-разрядный двоичный код команды $\alpha_{45} \ldots\ldots \alpha_1$ графически изображается при помощи 15 восьмеричных цифр $\eta_{15}, \eta_{14} \ldots\ldots \eta_1$, каждая из которых изображает три двоичных цифры α_{3j}, α_{3j-1} и α_{3j-2} тогда и только тогда, когда $\eta_j = 4\alpha_{3j} + 2\alpha_{3j-1} + \alpha_{3j-2}$. Иными словами, три двоичные цифры разрядов признаков адресов изображаются одной восьмеричной цифрой, код операции — двумя восьмеричными цифрами, а каждый из трех адресов — четырьмя восьмеричными цифрами. Команда выглядит следующим образом

η_{15}	η_{14} η_{13}	η_{12} η_{11} η_{10} η_9	η_8 η_7 η_6 η_5	η_4 η_3 η_2 η_1

Клавишный перфоратор, имеющийся в комплекте внешних устройств машины, обеспечивает автоматический перевод восьмеричного изображения (η_{15}, η_{14} ...... η_1) в двоичное изображение α_{45}, α_{44} ...... α_1 в форме соответствующих пробивок. Печатающее устройство машины, работая в режиме восьмеричной печати, автоматически обеспечивает перевод 45-разрядного двоичного кода (α_{45}, α_{44}...... α_1) в соответствующую последовательность 15 цифр (η_{15}, η_{14}...... η_1).

Изображение чисел

Для изображения чисел в машине принята двоичная система счисления с плавающей запятой, при которой в 45-разрядном коде указываются 36 цифр двоичного разложения абсолютной величины изображаемого числа, знак числа и место двоичной запятой.

Точнее: 45-разрядный двоичный код (1) изображает число

$$x = Sgn\, x \cdot 2^{\tilde{p}} \tilde{x}_1,$$

где

$$Sgn\, x = 1 - 2\alpha_{44}, \quad \tilde{p} = \sum_{j=0}^{6} \alpha_{37+j} 2^j,$$

$$\tilde{x}_1 = \sum_{j=1}^{36} \alpha_j 2^{j-101}.$$

В соответствии с этим часть полного 45-разрядного кода, состоящая из первых 36 разрядов, т. е. (α_{36}, α_{35} ...... α_1), называется м а н т и с с о й, семь разрядов с 37 по 42 включительно называют я порядком, а 44 разряд — з н а к о м ч и с л а (см. рис. 2).

При выбранном способе изображения двоичная запятая в мантиссе расположена на 64 разряда левее старшей цифры. Это условие позволяет иметь дело с порядками одного знака, сохранив приемлемый диапазон для абсолютных величин, представимых в машине чисел. При желании можно считать, что двоичная запятая расположена в мантиссе непосредственно перед старшей цифрой α_{36}, а семь двоичных разрядов порядка представляют собой порядок, увеличенный на 64, т. е. что порядок p кодируется неотрицательным числом $\tilde{p}=64+p$. В этом случае $-64\leqslant p<64$ и $x=Sgn x\, 2^p x_1$, где $x_1=2^{64}\tilde{x}_1=\sum_{j=1}^{36}\alpha_j 2^{j-37}$. Очевидно, что если $p<0$, то $\tilde{p}<64$, и наоборот, если $\tilde{p}<64$, то $p<0$. Поэтому старшую (седьмую) цифру α_{43} в изображении порядка $\tilde{p}$ можно рассматривать как знак порядка p. Цифра 1 соответствует знаку «+», а цифра 0 — знаку «—». В дальнейшем под порядком и мантиссой числа мы будем всюду понимать величины p и x_1, как они определены здесь, а не $\tilde{p}$ и $\tilde{x}_1$. Величину $\tilde{p}$ будем называть кодом порядка.

Значение цифры 45-го разряда не оказывает влияния на величину изображаемого числа. Этот разряд служит для снабжения каждого числа некоторым «признаком», который может иметь одно из двух значений 0 или 1. В силу этого 45 разряд носит название р а з р я д а п р и з н а к а.

Схематически код числа выглядит следующим образом:

Пр	±	Код порядка	Мантисса
		7 разрядов	36 разрядов

На указанный способ изображения чисел рассчитаны в машине все «операции над числами» (см. § 6).

Отметим, что изображение числа называется нормальным, если

$$\alpha_{36}=1 \text{ или } \alpha_{44}=\alpha_{43}=\ldots=\alpha_{36}=\ldots=\alpha_1=0.$$

Заметим, что нулевой код порядка изображает порядок, равный -64.

Для ввода числового материала в машину и вывода чисел из машины предусмотрен смешанный способ изображения кодов, при котором четверка двоичных цифр α_{4j}, α_{4j-1}, α_{4j-2}, α_{4j-3} кода (1) (где $j=1, 2, 3\ldots 10$) изображает шестнадцатиричную цифру $\Delta_j=8\alpha_{4j}+4\alpha_{4j-1}+2\alpha_{4j-2}+\alpha_{4j-3}$, пара цифр α_{42}, α_{41} — четверичную цифру $\Delta_{11}=2\alpha_{42}+\alpha_{41}$, каждая из цифр α_{43}, α_{44} изображает знак «+» и «—» в зависимости от того, равна она нулю или единице, а цифра α_{45} изображает, как и в случае двоичного пред-

ставления числа, значение признака. Любой 45-разрядный двоичный код (1) может быть изображен указанным способом при помощи набора, состоящего из двоичного значка признака, двух двоичных цифр знаков, четверичной цифры и 10 шестнадцатиричных цифр.

Наоборот, любой такой набор однозначно представим при помощи 45-разрядного двоичного кода. Внешние устройства машины и устройство печати автоматически переводят указанные наборы в 45-разрядные двоичные коды и обратно при условии, что $\Delta_j\leqslant 9$. Это обстоятельство позволяет с успехом воспользоваться для представления чисел на входе и выходе машины десятичной системой счисления с плавающей запятой и девятью цифрами в мантиссе Число

$$z=Sgn\, z\cdot 10^r z_1, \text{ где } r=Sgn\, r\,(10\delta_{11}+\delta_{10}),$$

$$z_1=\sum_{j=1}^{9}\delta_j 10^{j-10}, \quad 0\leqslant\delta_j\leqslant 9 \quad j=1,\ 2,\ \ldots,\ 10,$$
$$0\leqslant\delta_{11}\leqslant 3,$$

заданное цифрами δ_j, $j=1,2\ \ldots\ldots,\ 11$, знаками $Sgn r$ и $Sgn z$ и одним из двух возможных значений признака, окажется изображенным при помощи 45-разрядного кода (1), для которого α_{45} соответствует выбранному значению признака

$$\alpha_{44}=\frac{1}{2}(1-Sgn\, z),\ \ \alpha_{43}=\frac{1}{2}(1-Sgn\, r),$$
$$10\alpha_{42}+\alpha_{41}=\delta_{11},\ \ 8\alpha_{4j}+4\alpha_{4j-1}+2\alpha_{4j-2}+\alpha_{4j-3}=\delta_j$$
$$j=10,\ 9,\ \ldots,\ 1.$$

Иными словами, число z окажется изображенным в двоично-десятичной системе счисления. Наоборот, для получения десятичного изображения числа на выходе машины (на печати) необходимо изобразить его в такой двоично-десятичной системе.

Цифры α_{45}, α_{44} и α_{43} изображаются при печати десятичных чисел знаками «+» или «—», причем знаком «+» изображается цифра 0, знаком «—» цифра 1. Для получения двоично-десятичного изображения числа, заданного в другой системе счисления, в частности, в принятой в машине двоичной системе, не предусмотрено никаких устройств и особых операций. Такое преобразование происходит путем выполнения соответствующей программы.

Заметим, что нормально значение цифры δ_{11} в двоично-десятичном изображении числа не должно превышать единицы, так как числа, превосходящие по абсолютной величине 10^{+19}, выходят за пределы диапазона представимых в машине чисел, а нормальным представлением чисел, меньших по абсолютной величине чем 10^{-19}, является нуль.

Ниже (§ 5) подробно рассмотрены вопросы изображения чисел в системе плавающей запятой и, в частности, вопросы точности изображения и диапазона изображаемых чисел.

§ 2. ОБЩАЯ СХЕМА РАБОТЫ МАШИНЫ

Работа машины состоит в последовательном выполнении некоторых актов по переработке содержащейся в ней информации, т. е. из актов перехода из одного состояния в другое. Переходы синхронизируются серией импульсов постоянной частоты с интервалом следования примерно 1,5 *мксек*. Это означает, что каждый переход машины из одного состояния в другое связан с прохождением очередного импульса серии.

Последовательно выполняемые элементарные акты распадаются на отдельные группы, которые называются тактами работы машины. Интуитивно под тактом понимается интервал времени, в течение которого машина выполняет одну «элементарную операцию», например, какую-либо арифметическую операцию и все связанные с ней акты пересылки и записи. Однако само по себе понятие «элементарной операции» является условным и для каждой конкретной машины требует уточнения.

Учитывая наличие большого числа весьма разнообразных «элементарных операций» и громоздкость их полного описания, следует признать целесообразным введение понятия такта до понятия элементарной операции. Тогда элементарную операцию можно определить просто, как то, что делается за один такт работы машины. При таком порядке введения понятий для машины М-20 требуется несколько более детальное рассмотрение процесса работы машины. В машине М-20 синхронизирующие импульсы, наряду с другими функциями, могут вызывать изменения состояния специального центрального устройства синхронизации (сокращенно *ЦУС*), обладающего 17 различными состояниями, каждому из которых присвоен номер от 1 до 17. Вся работа машины тесно связана с переходами *ЦУС* из одного состояния в другое.

Как правило, *ЦУС* при прохождении очередного синхронизирующего импульса оказывается в новом состоянии, номер которого по модулю 16 на единицу больше номера предыдущего состояния. Однако из этого правила имеются важные исключения. Во-первых, не всегда очередной синхронизирующий импульс переводит *ЦУС* в новое состояние и, во-вторых, не каждый переход является переходом в следующее по номеру состояние.

Синхронизирующие импульсы, изменяющие состояние *ЦУС*, носят специальное название импульсов *ЦУС*. При этом каждому из импульсов *ЦУС* присвоен номер того состояния, из которого *ЦУС* переходит в новое состояние при прохождении этого импульса. Присваивая таким образом импульсам *ЦУС* номера от 1 до 17, необходимо учитывать следующее обстоятельство. В действительности ЦУС может оказаться в состоянии, отличном от 17 упомянутых выше. Однако удобно не приписывать этому особому состоянию новый номер, а считать, что ЦУС находится в этом случае одновременно в 1 и 17 состояниях. Синхронизирующий импульс, вызывающий переход *ЦУС* из этого особого состояния в новое (всегда второе), является с этой точки зрения одновременно и 1 и 17 импульсами *ЦУС*.

С каждым импульсом *ЦУС* связаны элементарные акты переработки информации. Определенные акты связаны также и с 1 и с 17 импульсами. Прохождение синхронизирующего импульса, являющегося одновременно 1 и 17, вызывает как акты, связанные с первым, так и акты, связанные с семнадцатым импульсом.

Заметим, что совмещение во времени 1 импульса *ЦУС* с 17 отнюдь не является исключением, а скорее правилом при работе машины М-20. Условия, при которых эти импульсы появляются в разное время, будут точно сформулированы ниже.

Выше упоминалось о том, что не всякий синхронизирующий импульс является импульсом *ЦУС*. В связи с этим следует иметь в виду, что, с одной стороны, переходы машины из одного состояния в другое могут происходить в моменты прохождения синхронизирующих импульсов, отличных от импульсов *ЦУС*,а с другой стороны, некоторые синхронизирующие импульсы могут вообще не вызывать никаких переходов машины в новое состояние. Ситуация, при которой появляются отличные от импульсов *ЦУС* синхронизирующие импульсы, индуцирующие переходы машины в новые состояния, возникает лишь при выполнении в арифметическом устройстве некоторых операций, реализованных при помощи сравнительно большого числа элементарных актов. При этом из одного состояния в другое переходит только арифметическое устройство машины. В связи с этим такие импульсы называются импульсами местного управления операциями (импульсами *МУОП*).

Синхронизирующие импульсы, не вызывающие никаких переходов машины из одного состояния в другое, могут появляться в результате работы инерционных устройств, имеющихся в машине. К этим устройствам относятся магнитные барабаны и ленты, читающее устройство, быстродействующая печать и выходной перфоратор, а также пульт ручного управления. При работе инерционные устройства выдают разрешающие сигналы. Лишь при наличии этих сигналов очередной синхронизирующий импульс может вызвать переход машины из одного состояния в другое.

В терминах импульсов *ЦУС* определение такта в машине М-20 выглядит следующим образом.

Начало очередного такта соответствует прохождению синхронизирующего импульса, являющегося первым импульсом *ЦУС*. Такт состоит из всех элементарных актов, вызванных первым импульсом *ЦУС* и следующими синхронизирующими импульсами включительно до ближайшего 17 импульса *ЦУС*, который и завершает такт. Минимальное число синхронизирующих импульсов в такте равно 17. Однако в связи с тем, что последний импульс в такте (17 импульс *ЦУС*), как правило, совпадает во времени с первым импульсом следующего такта, минимальное время выполнения N тактов равно времени прохождения $16N+1$ синхронизирующих импульсов.

Во многих случаях удобно считать такт элементарным действием, рассматривая состояние машины только в начале каждого такта и переходы ее из одного состояния в другое за тот или иной такт. Состояние машины в конце каждого такта однозначно определяется ее состоянием в начале этого такта, так как последнее полностью определяет работу машины, т. е. совокупность тех элементарных актов, из которых состоит такт.

Следует отметить, что понятие «состояние машины М-20 в начале такта» является условным. Под ним понимается состояние, в котором оказалась бы машина после завершения всех элементарных актов предыдущего такта, если б в это время не выполнялись элементарные акты, входящие в данный такт. Это условное состояние совпадает с действительным состоянием машины в случае, когда первый импульс *ЦУС* данного такта не совпадает во времени с 17 импульсом *ЦУС* предыдущего такта.

В каждом такте весьма существенную роль играют пересылки кодов внутри машины. Для осуществления этих пересылок между различными устройствами, а в ряде случаев и внутри устройств предусмотрены специальные каналы связи. Передача, точнее, перепись кода с одного регистра на другие по такому каналу состоит из акта выдачи кода в канал связи и актов приема из канала на те регистры, на которые желательно переписать код. При этом для осуществления переписи необходимо, чтобы акт выдачи и акты приема происходили синхронно. Канал связи, предназначенный для пересылок полных 45-разрядных кодов, называется кодовыми шинами числа (*КШЧ*).

Для пересылок 12-разрядных кодов предусмотрены два независимых канала: кодовые шины адреса (*КША*) и кодовые шины сумматора адреса (*КШСМА*).

По каждому из этих каналов разряды кодов передаются параллельно. Иными словами, кодовые шины числа представляют собой объединение 45, а кодовые шины адреса 12 каналов.

Выход, т. е. возможность выдачи на кодовые шины, или вход, т. е. возможность приема с кодовых шин, предусмотрены не для всех регистров. Однако имеющиеся входы и выходы вместе с особыми связями, введенными между регистрами внутри устройств, обеспечивают достаточную связь внутри машины в целом (рис. 3).

В основном такт определяется информацией, находящейся в устройстве управления в начале такта, хотя работа машины в данном также зависит от состояния ее в целом. Для хранения этой определяющей информации в устройстве управления имеются следующие двоичные регистры:

а) 45-разрядный регистр команды (*РК*);
б) 12-разрядный регистр выборки команды (*РВК*);
в) 12-разрядный регистр адреса (*РА*);
г) одноразрядный регистр — триггер ω.

Регистр команды служит для фиксации 45-разрядного двоичного кода, являющегося кодом команды, выполняемой в данном такте.

Отдельным разрядам и группам разрядов этого регистра присвоены названия в соответствии с терминологией, принятой в машине для частей 45-разрядного двоичного кода, интерпретируемого в качестве команды. Для работы машины особую роль играет содержимое шести разрядов кода операции регистра команды. В зависимости от содержимого этих разрядов такт попадает в тот или иной тип, называемый операцией, соответствующей этому коду.

Все операции естественным образом оказываются перенумерованными своими кодами.

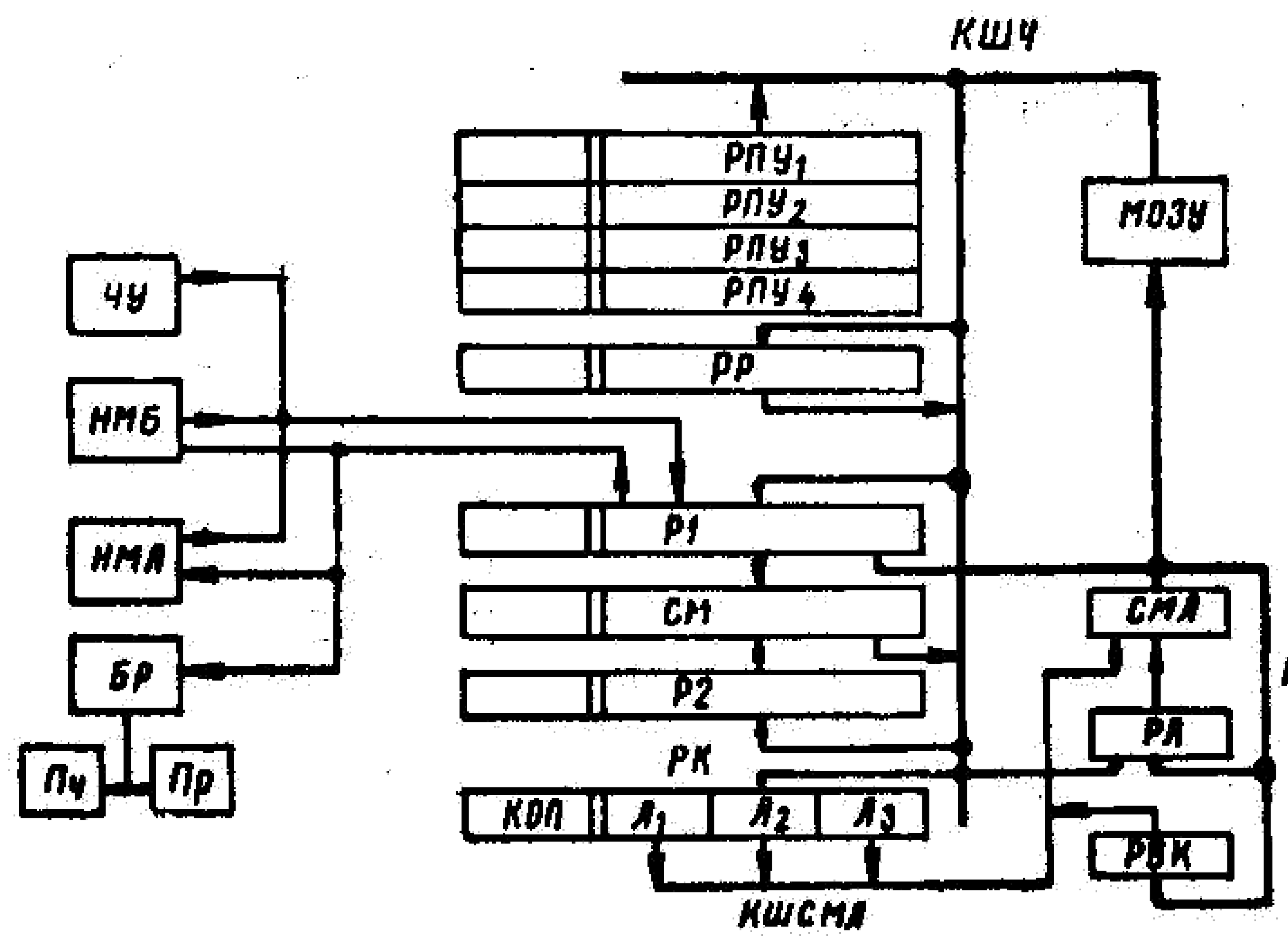

Рис. 3. Функциональная схема машины

В составе устройства управления каждой операции соответствуют некоторые триггеры. Совокупность этих триггеров составляет так называемый регистр операций. В самом начале такта на первом импульсе *ЦУС* номер операции расшифровывается и фиксируется в качестве единиц соответствующих триггеров регистра операции. Предварительно все триггеры регистра операции устанавливаются в положение нуля. В результате такой расшифровки и фиксации операции в виде единиц соответствующих триггеров регистра операций наличие той или иной операции в данном такте определяется анализом регистра операций.

Совокупность элементарных актов, составляющих такт, в котором выполняется та или иная операция, зависит не только от операции. Отличаясь между собой составом элементарных актов даже при одной и той же операции, различные такты тем более отличаются друг от друга при выполнении разных операций. Однако в разных тактах все же имеется значительная доля общего. Поэтому целесообразно выделить часть элементарных актов, назвав их стандартными, и свести описание любой операции к перечню дополнений и исключений, вносимых операцией в совокупность стандартных актов.

Понятие стандартных актов введем следующим образом. Условимся называть стандартным такт, в котором ни один из триггеров регистра операций не находится в состоянии единицы. Такая ситуация в действительности может возникнуть при выполнении команды, у которой номеру в *КОП* не соответствует никакая операция машины. Несмотря на то что в машине М-20 на самом деле такого номера нет, введенное понятие стандартного такта не теряет своего смысла. Можно представить себе, что стандартный такт возникает в результате того, что триггеры регистра операции искусственным образом держатся в нулевом состояни ..

§ 3. СТАНДАРТНЫЙ ТАКТ

Выше было дано определение стандартного такта машины М-20 Перейдя к его описанию, отметим прежде всего, что в стандартном такте с каждым очередным синхронизирующим импульсом *ЦУС* переходит в новое состояние, номер которого на единицу больше предшествующего состояния *ЦУС*. Таким образом, длительность стандартного такта равняется времени прохождения 17 синхронизирующих импульсов.

Последовательность элементарных актов, составляющих такт, в значительной степени определяется обращениями к оперативной памяти, т. е. пересылками информации из памяти в арифметическое устройство и устройство управления и обратно. Каждое обращение к памяти должно сопровождаться указанием соответствующего адреса обращения. Стандартный такт машины М-20 предусматривает четыре обращения к памяти: два — для считывания участвующих в операции кодов, одно — для считывания следующей команды и одно — для записи результата операции. В силу особенностей *МОЗУ* следующее обращение должно происходить не раньше чем через 6 *мксек* после очередного. В связи с этим обращения происходят с интервалом в четыре импульса *ЦУС*.

Каждый из четырех адресов обращения к памяти выдается на кодовые шины адреса с входящего в состав устройства управления 12-разрядного сумматора адреса (*СМА*), на котором этот адрес предварительно формируется. 45-разрядные коды выдаются из *МОЗУ* на кодовые шины числа и через них же посылаются в *МОЗУ*.

Адрес для выборки следующей команды формируется в стандартном такте путем сложения на сумматоре адреса кода из *РВК* и кода «+1». Одновременно с выдачей полученного таким суммированием адреса в память этот адрес переписывается на *РВК* для последующего употребления.

Адреса A_1' и A_2' для выборки кодов, участвующих в операции, и адрес A_3' записи результата формируются путем сложения соответствующих адресов из исполняемой команды с кодом из *РА*, если соответствующий разряд признака в команде равен единице. Иными словами, формирование происходит по формуле

$$A_i' \equiv A_i + \pi_i\,[PA]\,(\mathrm{mod}\,2^{12})\;(i=1,\;2,\;3),$$

где $[PA]$ — содержимое регистра адреса, а π_i — значение соответствующего признака адреса.

12-разрядные коды, получающиеся путем такого формирования, называются и с п о л н и т е л ь н ы м и   а д р е с а м и. Здесь уместно отметить, что в ряде операций исполнительные адреса используются не в качестве адресов для выборки кодов из *МОЗУ* или записи в *МОЗУ* результата операции. Однако указанное выше правило формирования остается неизменным. С точки зрения результата любой операции выполнение команды

π_1	π_2	π_3	*КОП*	A_1	A_2	A_3

эквивалентно выполнению команды

0	0	0	*КОП*	A_1'	A_2'	A_3'

в которой разряды признаков заменены нулями, а каждый из адресов соответствующим исполнительным адресом.

Подчеркнем, что формирование всех трех исполнительных адресов в данном такте происходит при помощи одного и того же кода $[PA]$, который находился в *РА* в начале рассматриваемого такта. Последнее замечание существенно при рассмотрении операций, в течение которых содержимое *РА* может изменяться.

В машине М-20 принят следующий порядок формирования исполнительных адресов и адреса выборки команды в течение такта:

1. Формирование A_1' на первом импульсе *ЦУС*.
2. Формирование A_2' на пятом импульсе *ЦУС*.
3. Формирование адреса выборки команды путем суммирования кода из *РВК* и +1 на 9 импульсе *ЦУС*.
4. Формирование A_3' на 11 импульсе *ЦУС*.

Сигналы чтения и записи по сформированным адресам выдаются соответственно на 5, 9, 13 и 17-м импульсах, причем адреса обращения выдаются за два импульса *ЦУС* до сигнала.

Заметим, что следующая команда выбирается из памяти на 13 импульсе *ЦУС*, т. е. до окончания текущей операции. Ввиду того что информация, содержащаяся в коде текущей команды, к этому времени уже полностью использована, следующая команда принимается непосредственно на *РК*. Адрес A_3' сохраняется до конца операции на сумматоре адреса. Выборка следующей команды до

2 Заказ № 1348

окончания текущей операции существенно сокращает продолжительность такта за счет совмещения во времени выборки с выполнением операции. Однако такая выборка может оказаться преждевременной в том случае, если в данном такте формируется как раз следующая команда, например, происходит переадресация следующей команды. Действительно, в этом случае выборка в *РК* из соответствующей ячейки происходит до записи в нее сформированной команды.

При возникновении подобной ситуации в машине М-20 предусмотрена смена выбранного на *РК* кода результатом текущей операции путем пересылки последнего непосредственно из арифметического устройства на регистр команды одновременно с записью результата в соответствующую ячейку памяти. Такая смена кода на *РК* не требует дополнительных обращений к памяти и сводит потерю времени к времени прохождения одного импульса *ЦУС*. Эта потеря возникает из-за того, что в этом случае первый импульс *ЦУС* следующего такта не совмещается с 17 импульсом текущего, при прохождении которого и происходит указанная пересылка.

Так как адрес выбранной команды сохраняется на *РВК*, а адрес ячейки, в которую будет записан результат текущей операции, сформирован к 13 импульсу *ЦУС* на *СМА*, то для установления наличия описанной выше ситуации достаточно хотя бы на 13 импульсе *ЦУС* сравнить коды, хранящиеся на *РВК* и *СМА*. Такое сравнение осуществляется путем поразрядного сложения по модулю 2 упомянутых кодов. Сложение проводится на *СМА*. При совпадении слагаемых и только в этом случае результат операции равен нулю. С *СМА* связан триггер, устанавливающийся в единицу каждый раз, когда все триггеры *СМА* оказываются в нулевом состоянии. Состояние этого триггера дает возможность узнать, имеет ли место анализируемое совпадение.

Для восстановления уничтоженного в результате сложения кода A_3 на *СМА* проводится повторное поразрядное сложение по модулю 2 кода, хранящегося на *РВК*, с кодом на *СМА*.

Наряду с описанными актами, в стандартном такте проводится анализ, обеспечивающий управление работой машины с пульта. Эта сторона работы машины будет описана ниже вместе с описанием пульта.

§ 4. АРИФМЕТИЧЕСКОЕ УСТРОЙСТВО

Арифметическое устройство (сокращенно *АУ*) машины служит для выполнения различных операций над кодами (рис. 4). Кроме того, оно играет роль буфера при переписи кодов из одного запоминающего устройства машины в другое.

Работа *АУ* в режиме выполнения отдельных операций будет описана ниже. В данном параграфе дано лишь описание состава арифметического устройства и перечень элементарных актов, которые оно способно выполнять.

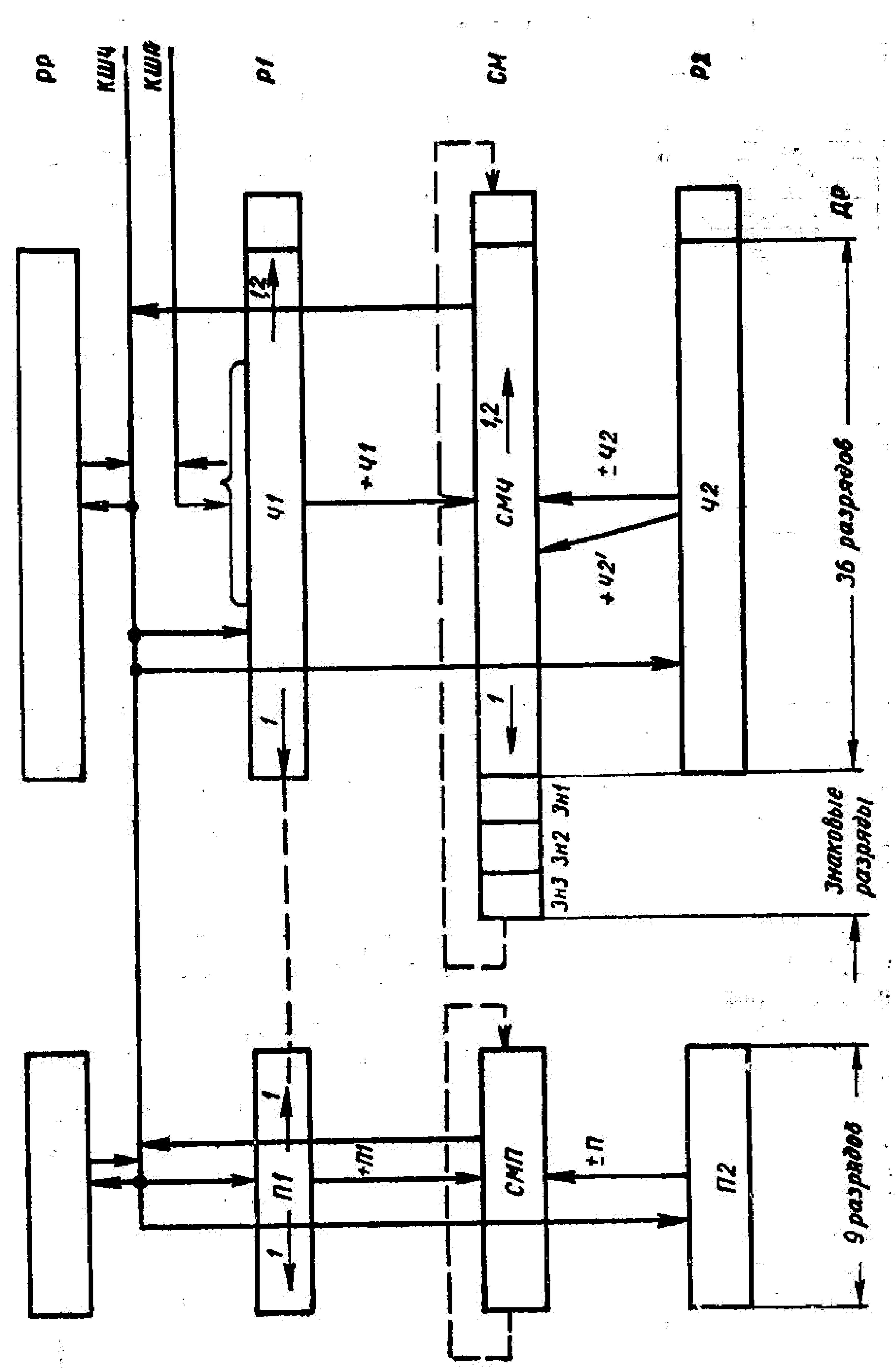

Рис. 4. Схема арифметического устройства

Основу *АУ* составляют три двоичных регистра, один из которых непосредственно связан со схемами суммирования и может рассматриваться, как сумматор. Упомянутые три регистра называются, соответственно, первым регистром (*Р1*), вторым регистром (*Р2*) и сумматором (*СМ*). Арифметическое устройство в основном рассчитано на операции над 45-разрядными кодами. Однако в силу выбранных методов выполнения арифметических операций количество двоичных разрядов в каждом из регистров превосходит 45. Регистры *Р1* и *Р2* имеют по 46 разрядов, а сумматор — 49 разрядов.

Оба регистра *Р1*, *Р2* и сумматор *СМ* имеют по 45 основных разрядов, соответствующих 45 разрядам двоичного кода и связанных с кодовыми шинами числа, и по дополнительному разряду (*ДР*), расположенному правее младшего (правого) из основных разрядов. Сумматор, кроме младшего дополнительного разряда, имеет три дополнительных двоичных разряда, расположенных левее 36 основного разряда. Эти разряды называются знаковыми разрядами. Описанное расположение разрядов в регистрах и сумматоре может быть пояснено схемой на рис. 4.

Сумматор представляет собой по существу два отдельных сумматора на 40 и на 9 разрядов. Первый из них называется сумматором чисел (*СМЧ*), а второй сумматором порядков (*СМП*). В каждом из них возможно включение «циклической» передачи двоичного переноса из самого старшего разряда в самый младший разряд, иными словами, из третьего знакового разряда (*Зн* 3 *СМЧ*) в дополнительный разряд (*ДР СМ*), а также из 45 разряда в 37. Кроме того, на сумматорах предусмотрено «выключение» двоичных переносов из разряда в разряд, в результате чего оказывается возможным выполнение поразрядного сложения по модулю 2. Сумматор чисел является в то же время сдвигающим регистром. При этом на нем реализуются следующие элементарные сдвиги:

а) сдвиг влево на 1 разряд,
б) сдвиг вправо на 1 разряд,
в) сдвиг вправо на 2 разряда с «размножением» старшего знакового разряда (так называемый модифицированный сдвиг дополнительного кода).

Сдвиг кода на сумматоре чисел может быть совмещен во времени с сложением сдвинутого кода с другим кодом, выданным с одного из регистров *Р1* и *Р2*.

Каждый из регистров *Р1* и *Р2* в ряде случаев играет роль двух регистров, один из которых содержит 37 разрядов, а второй — девять разрядов с 37 по 45 включительно. 37-разрядные регистры называются регистрами чисел (регистры *Ч1* и *Ч2* соответственно), а 9-разрядные регистры называются регистрами порядков (регистры *П1* и *П2* соответственно).

Регистр *Р1* является сдвигающим регистром, реализующим сдвиг кода вправо или влево на один разряд. Регистр *Ч1* также является сдвигающим регистром, на котором реализован сдвиг вправо на два разряда.

Внутри арифметического устройства предусмотрены специальные каналы связи для передачи кодов с регистров *Р1* и *Р2* и их частей на сумматор.

Здесь прежде всего следует отметить передачи с *Р1* и *Р2* кода на сумматор с соблюдением нормального соответствия разрядов. Каждая из этих передач по существу состоит в одновременном выполнении передачи с *П1* на *СМП* и с *Ч1* на *СМЧ* при передаче с *Р1* на сумматор или с *П2* на *СМП* и с *Ч2* на *СМЧ* при передаче с *Р2* на сумматор.

С *Р1* на *СМ* может передаваться только прямой код, с *Р2* же возможна передача на сумматор как прямого, так и инверсного кода. При инверсной передаче в знаковые разряды сумматора чисел поступают единицы.

Кроме упомянутых передач, предусмотрена возможность передачи кода с регистра *Ч2* на *СМЧ* со сдвигом соответствия разрядов так, что цифра дополнительного разряда (*ДР*) регистра *Р2* передается в первый разряд сумматора, цифра первого разряда регистра *Р2* во второй разряд сумматора, и т. д., и наконец, цифра 36 разряда регистра *Р2* передается в первый знаковый разряд сумматора.

Для описанных передач приняты следующие обозначения.

Прямая передача с регистра *Р1* на сумматор	+ *Р1*
Прямая передача с регистра *Р2* на сумматор	+ *Р2*
Инверсная передача с регистра *Р2* на сумматор	— *Р2*
Прямая передача с регистра *П1* на *СМП*	+ *П1*
Прямая передача с регистра *Ч1* на *СМЧ*	+ *Ч1*
Прямая передача с регистра *П2* на *СМП*	+ *П2*
Инверсная передача с регистра *П2* на *СМП*	— *П2*
Прямая передача с регистра *Ч2* на *СМЧ* с сохранением нормального соответствия разрядов	+ *Ч2*
Инверсная передача с регистра *Ч2* на сумматор	— *Ч2*
Прямая передача с регистра *Ч2* на *СМЧ* со сдвигом соответствия разрядов	+ *Ч2'*

В машине предусмотрены следующие связи регистров *АУ* с кодовыми шинами числа *КШЧ* и кодовыми шинами адреса *КША*. На 45 основных разрядов как регистров *Р1*, так и регистра *Р2* возможен прием с *КШЧ*, а на 12 разрядов второго адреса (с 13 по 24-й включительно) регистра *Р1* возможен прием кода с *КША*. Выдача кодов из *АУ* на *КШЧ* предусмотрена с основных разрядов сумматора и регистра *Р1*, а с 12 разрядов второго адреса регистра *Р1* предусмотрена выдача кода на *КША*.

Помимо рассмотренных регистров и сумматора, в составе *АУ* имеется несколько одноразрядных регистров-триггеров, предназначенных для хранения информации в процессе выполнения операций. Введение их в состав *АУ* позволяет в ряде случаев упростить логику выполнения операций. Например, триггер знака результата (*ЗнР*) и триггер признака числа (*Пр*).

К арифметическому устройству мы будем относить еще один 45-разрядный регистр, так называемый регистр результата (*РР*). На него возможен прием только с *КШЧ* и только на *КШЧ* возможна выдача.

С точки зрения получения результата той или иной операции этот регистр не нужен. Его основная задача — выполнять роль индикатора результата на пульте управления. Поэтому обычно результат каждой операции параллельно с его отсылкой в *МОЗУ* фиксируется на *РР*.

Существует также возможность задать такой режим работы машины, при котором *РР* будет индикатором содержимого ячейки *МОЗУ* с адресом, набранным на специальной клавиатуре пульта управления. Подробно об этом будет рассказано при описании пульта управления.

Важной частью *АУ* является так называемое местное управление операциями (*МУОП*). С помощью *МУОП* в машине реализуются операции, требующие для своего выполнения большего числа элементарных актов. Выполнение таких операций невозможно в стандартном такте по той простой причине, что в последнем максимально-возможной является последовательность из 17 элементарных актов по числу импульсов *ЦУС*. Реализация более длинных последовательностей элементарных актов в такте возможна: а) либо путем многократного повторения в данном такте одних и тех же импульсов *ЦУС* при помощи перехода *ЦУС* из одного состояния в состояние с меньшим номером; б) либо путем остановки *ЦУС* и перехода на режим работы, при котором выполнение тех или иных элементарных актов определяется состоянием какого-либо другого устройства.

В машине М-20 использованы обе возможности «растяжения» такта. Однако для операций, длительность которых определяется необходимостью выполнения длинной серии элементарных актов в арифметическом устройстве, как уже отмечалось выше, выбран второй способ, реализованный в виде *МУОП*. Следует отметить, что выбранный способ позволяет существенно сократить длительность выполнения операции. Работа *МУОП* и остановка *ЦУС* инициируются при выполнении операции каким-либо импульсом *ЦУС* и завершается пуском *ЦУС*, после чего выполнение такта продолжается, как обычно. Основная часть операций умножения, деления и извлечения квадратного корня выполняется при помощи *МУОП*. В сложении и вычитании при помощи *МУОП* осуществляются сдвиги мантисс, необходимые при выравнивании порядков и нормализации результата. *МУОП* применяется также в операциях сдвигов и изменения порядка по адресу.

§ 5. АБСОЛЮТНАЯ И ОТНОСИТЕЛЬНАЯ ПОГРЕШНОСТЬ МАШИННЫХ ЧИСЕЛ

Рассмотрим подробнее способы двоичного представления чисел в системе плавающей запятой в том случае, когда отрицательные числа задаются прямым кодом. Пусть для изображения чисел

используются $2+s+n$ двоичных разрядов, из которых $s+1$ разрядов для изображения порядка p в диапазоне $-2^s \leqslant p \leqslant 2^s-1$, n разрядов для изображения мантиссы x_1 в диапазоне $0 \leqslant x_1 \leqslant 1-2^{-n}$ и один разряд для знака числа. Для машины М-20 имеем $s=6$, $n=36$.

Так как в прямом коде знак числа изображается цифрой отдельного двоичного разряда, достаточно рассмотреть способы изображения абсолютной величины числа или, что то же самое, способы изображения положительных чисел.

Как известно, любое действительное число $\xi>0$ можно единственным образом представить в виде суммы

$$(1)\qquad \xi=\sum_{k=q-1}^{-\infty}\xi_k 2^k,\ \text{где}\ \xi_{q-1}=1,\ \xi_k=0,\ 1;\ k<q-1 \quad \text{и} \quad \lim_{k\to-\infty}\xi_k=0.$$

Последнее условие исключает из рассмотрения двоичные разложения, в которых все цифры, начиная с некоторой, равны единице.

Пусть r — наименьшее значение индекса k, для которого $\xi_k=1$, т. е. $r=\inf\{k \mid \xi_k=1\}$. В случае, если ξ не является двоично-рациональным числом, значение r оказывается равным минус бесконечности. Для того чтобы ξ можно было точно представить в машине хотя бы одним способом, необходимо и достаточно, чтобы выполнялись следующие соотношения

$$(2)\qquad 1)\ q<2^s.\quad 2)\ \text{а)}\ q-r\leqslant n,\ \text{если}\ q\geqslant -2^s;\quad \text{б)}\ r\geqslant -(2^s+n),\ \text{если}\ q<-2^s.$$

Так как $r<q$, то всегда $q>-2^s-n$. При выполнении условий (2) число ξ можно изобразить в машине в виде

$$(3)\qquad \xi=2^p\left(\sum_{k=1}^{n}\varepsilon_k\, 2^{-n+k-1}\right),$$

(ε_n, $\varepsilon_{n-1}, \ldots, \varepsilon_1$ — цифры мантиссы) с любым порядком p, удовлетворяющим условиям

$$-2^s\leqslant p<2^s \quad \text{и} \quad q\leqslant p\leqslant n+r,$$

если $p=q$, то представление называется нормальным. Для существования нормального представления для числа, удовлетворяющего условиям (2), необходимо и достаточно, чтобы имело место неравенство $q\geqslant 2^{-s}$. В представлении (3) цифры ε_k определяются равенствами:

$$\varepsilon_k=\xi_{k+p-n-1},\ \text{если}\ k\leqslant n+q-p;$$
$$\varepsilon_k=0,\qquad \text{если}\ k>n+q-p.$$

Числа, удовлетворяющие условию (2), мы будем называть машинными числами. Для остальных действительных чисел можно применять приближенные машинные представления. Приближенным

n-значным значением с порядком $p \geqslant q$ числа ξ называется представимое в машине число

$$\bar{\xi}^{p,n} = 2^p \left(\sum_{k=1}^{n} \varepsilon_k 2^{-n+k-1} \right),$$

где $\varepsilon_k = \xi_{k+p-n-1}$, если $k \leqslant n+q-p$ и $\varepsilon_k = 0$, если $k > n+q-p$.

Очевидно

$$\xi - \bar{\xi}^{p,n} = 2^{p-n} \left(\sum_{k=0}^{\infty} \xi_{p-n-1-k} 2^{k-1} \right) \quad \text{и} \quad 0 \leqslant \xi - \bar{\xi}^{p,n} < 2^{p-n}.$$

Такое приближенное представление соответствует отбрасыванию всех значащих цифр в разложении (1), начиная с цифры ξ_{p-n-1}. Подобное приближение, хотя и очень удобно с точки зрения его реализации в машине, имеет, прежде всего, тот недостаток, что приближенное значение $\bar{\xi}^{p,n}$ по абсолютному значению всегда не больше приближаемого числа. Для того чтобы исправить это положение и одновременно уменьшить верхнюю границу абсолютной величины возможных ошибок в два раза, можно вместо приближения $\bar{\xi}^{p,n}$ пользоваться приближением $\tilde{\xi}^{p,n}$, определяемым по формулам:

$$\tilde{\xi}^{p,n} = \bar{\xi}^{p,n}, \text{ если } 0 \leqslant \xi - \bar{\xi}^{p,n} < 2^{p-n-1}, \text{ т. е. } \xi_{p-n-1} = 0;$$
$$\tilde{\xi}^{p,n} = \bar{\xi}^{p,n} + 2^{p-n}, \text{ если } 2^{p-n-1} \leqslant \xi - \bar{\xi}^{p,n} < 2^{p-n}, \text{ т. е. } \xi_{p-n-1} = 1.$$

Очевидно, что

$$|\xi - \tilde{\xi}^{p,n}| \leqslant 2^{p-n-1}.$$

Заметим, что последняя оценка не изменится, если заменить приближение $\tilde{\xi}^{p,n}$ приближением $\tilde{\xi}'^{p,n}$, определяемым по формуле

$$\tilde{\xi}'^{p,n} = \tilde{\xi}^{p,n}, \text{ если } \xi - \bar{\xi}^{p,n} \neq 2^{p-n-1}$$
и
$$\tilde{\xi}'^{p,n} = \tilde{\xi}^{p,n} - 2^{p-n} = \bar{\xi}^{p,n}, \text{ если } \xi - \bar{\xi}^{p,n} = 2^{p-n-1}.$$

Приближенным представлением $\tilde{\xi}'^{p,n}$ удобно пользоваться в том случае, когда известно лишь соотношение $\sum_{k=p-n-1}^{-\infty} \xi_k \; 2^k \leqslant 2^{p-n-1}$, но неизвестно значение цифры ξ_{p-n-1}.

В машине М-20, как правило, используется приближенное представление $\tilde{\xi}^{p,n}$, однако, в отдельных случаях появляются представления $\tilde{\xi}'^{p,n}$ и другие менее точные представления.

Для упрощения записи в дальнейшем индекс n будет опущен в обозначении приближений $\bar{\xi}^{p,n}$, $\tilde{\xi}^{p,n}$ и $\tilde{\xi}'^{p,n}$ всюду, где это не может вызвать недоразумений. Определенное таким образом приближенное представление $\tilde{\xi}^p$ ($\tilde{\xi}'^p$) мы будем называть округленным в порядке p значением числа ξ.

В случае, если $\xi = 2^p(1-2^{-n-1})$, то округленное значение $\tilde{\xi}^{p,n}$ окажется равным 2^p и фактический порядок этого приближения не может быть меньше, чем $p+1$. Если к тому же $p = 2^s - 1$, то округленное значение $\tilde{\xi}^p$ выходит из диапазона чисел, представимых в машине. Приближенным машинным значением с порядком $p < -2^s$ числа ξ мы будем считать нуль.

Все рассмотрения и терминология очевидным образом переносятся на действительные числа $\xi < 0$, если сказанное выше относить к абсолютной величине $|\xi|$ и определять:

$$\bar{\xi}^p = Sgn\,\xi \cdot |\bar{\xi}|^p, \quad \text{если} \quad |\bar{\xi}|^p > 0;$$
$$\bar{\xi}^p = 0, \quad \text{если} \quad |\bar{\xi}|^p = 0;$$
$$\tilde{\xi}^p = Sgn\,\xi \cdot |\tilde{\xi}|^p, \quad \text{если} \quad |\tilde{\xi}|^p > 0;$$
$$\tilde{\xi}^p = 0, \quad \text{если} \quad |\tilde{\xi}|'^p = 0.$$

Аналогично определяется $\tilde{\xi}'^p$.

Случаи $|\bar{\xi}|^p = 0$ и $|\tilde{\xi}|^p = 0$ выделены для того, чтобы подчеркнуть, что нулю приписывается знак «+». Как было отмечено выше, $p \geqslant q$. В случае, если $p = q$ иногда индекс p будет опущен в обозначении приближений $\bar{\xi}^p$, $\tilde{\xi}^p$ и $\tilde{\xi}'^p$.

В принятой системе нуль можно представить с любым знаком и любым порядком p, для которого $-2^s \leqslant p < 2^s$ с нулевой мантиссой. Нормальным представлением нуля (нуль в нормальной форме) будет считаться представление со знаком «+» и с порядком $p = -2^s$, т. е. с кодом порядка $\tilde{p}$, равным нулю. Отметим, что двоичное изображение кода порядка $\tilde{p}$ определено однозначно. Нормальным представлением чисел, абсолютная величина которых меньше, чем $2^{-2^s}\frac{1}{2}$, условимся считать нормальную форму нуля. При этих дополнительных условиях каждое число, представимое в машине, имеет однозначно определенное нормальное представление. В частности, однозначно определены для каждого действительного числа ξ нормальные формы приближений $\bar{\xi}^p$, $\tilde{\xi}^p$ и $\tilde{\xi}'^p$.

Абсолютная погрешность приближений $\bar{\xi}^p$, $\tilde{\xi}^p$ и $\tilde{\xi}'^p$ зависит от значения p и минимальна для $p = \min(q, -2^s)$ или, если пренебрегать числами, абсолютная величина которых меньше, чем $2^{-2s} \cdot \frac{1}{2}$, для $p = q$.

Однако абсолютная погрешность, точнее говоря ее верхняя грань, и в случае $p = q$ меняется при изменении q. Для относительной погрешности дело обстоит иначе.

В самом деле, если $|\xi| \geqslant 2^{-2^s} \cdot \frac{1}{2}$, то

$$\left| \frac{\xi - \tilde{\xi}}{\xi} \right| < 2^{-n+1}, \text{ так как } |\xi| \geqslant 2^{q-1}.$$

В случае знака равенства $\xi-\tilde{\xi}=0$. В силу тех же соображений

$$\left|\frac{\xi-\tilde{\xi}}{\xi}\right|<2^{-n} \quad \text{и} \quad \left|\frac{\xi-\tilde{\xi}'}{\xi}\right|<2^{-n}.$$

Среди всех приближенных машинных представлений числа ξ, для которого $2^{-2^r}\cdot\frac{1}{2}\leqslant|\xi|<2^{2^r-1}(1-2^{-n-1})$,

представление $\tilde{\xi}$ (или $\tilde{\xi}'$) характеризуется наименьшей абсолютной погрешностью $(\xi-\tilde{\xi})$.

Более того,

А) если для какого-либо приближенного машинного представления η имеет место неравенство $|\xi-\eta|<2^{q-n-1}$, то $\eta=\tilde{\xi}$ и, следовательно, в этом случае $|\xi-\tilde{\xi}|<2^{q-n-1}$. Если же $|\xi-\tilde{\xi}|=2^{q-n-1}$ и для машинного числа η имеем $|\xi-\eta|=2^{q-n-1}$, то либо $\eta=\tilde{\xi}$, либо $\eta=\tilde{\xi}'$.

Отметим, что из неравенства $|\xi-\eta|\leqslant 2^{q-n-1}$, где η — машинное число, не следует, что η равно $\tilde{\xi}$ либо $\tilde{\xi}'$.

Действительно, если $\xi=2^{q-1}$ и $\eta=2^{q-1}(1-2^{-r})$, то $\xi-\eta=2^{q-n-1}$, однако $\eta\neq\tilde{\xi}=\tilde{\xi}=\xi$.

Этот пример является в определенном смысле исключительным, так как справедливо утверждение:

В) если $2^{q-1}<|\xi|<2^q$, то из неравенства $|\xi-\eta|\leqslant 2^{q-n-1}$, где η — машинное число, следует, что, либо $\eta=\tilde{\xi}$, либо $\eta=\tilde{\xi}'$.

Докажем сформулированные утверждения. В силу определения q имеем всегда $2^{q-1}\leqslant|\xi|<2^q$, из определения $\tilde{\xi}$ следует, что $2^{q-1}\leqslant|\tilde{\xi}|\leqslant 2^q$. Если $|\xi-\eta|<2^{q-n-1}$, где η — машинное число, то $2^{q-1}-2^{q-n-1}<|\eta|<2^q+2^{q-n-1}$. Отсюда, так как η — машинное число, следует, что $2^{q-1}\leqslant|\eta|\leqslant 2^q$. Из полученных неравенств и очевидного неравенства $|\tilde{\xi}-\eta|<2^{q-n}$ следует $\eta=\tilde{\xi}$, так как в противном случае имело бы место неравенство $|\tilde{\xi}-\eta|\geqslant 2^{q-n}$, которое противоречит неравенству $|\tilde{\xi}-\eta|<2^{q-n}$. Неравенства $2^{q-1}\leqslant|\eta|\leqslant 2^q$ выведены из предположения $|\xi-\eta|<2^{q-n-1}$ и условий $2^{q-1}\leqslant|\xi|<2^q$. Но при условии $2^{q-1}<|\xi|<2^q$ неравенства $2^{q-1}\leqslant|\eta|\leqslant 2^q$ имеют место и в случае $|\xi-\eta|\leqslant 2^{q-n-1}$. Дальнейшее доказательство утверждения В не отличается от доказательства утверждения А.

Приближения $\tilde{\xi}$ и $\tilde{\xi}'$ дают, конечно, наименьшую относительную погрешность. Однако утверждения о единственности, аналогичные утверждениям А и В, в случае относительной погрешности оказываются неверными. Из неравенства $\left|\frac{\xi-\eta}{\eta}\right|<2^{-n}$, где η — машин-

ное число, вовсе не следует равенство числа η одному из приближений $\tilde{\xi}$ и $\tilde{\xi}'$. Справедливо лишь следующее более слабое утверждение:

С) если для машинного числа η имеет место неравенство $\left|\frac{\xi-\eta}{\eta}\right|<2^{-n}$, то либо $\eta=\tilde{\xi}$, либо $|\eta-\tilde{\xi}|=2^{q-n}$. Отметим, что так как из неравенства $\left|\frac{\xi-\eta}{\xi}\right|<2^{-n}$ следует неравенство $|\xi-\eta|<2^{q-n}$, то существует не более одного машинного числа η, для которого $\left|\frac{\xi-\eta}{\xi}\right|<2^{-n}$ и $|\eta-\tilde{\xi}|=2^{q-n}$. Так как $2^{q-1}\leqslant|\tilde{\xi}|\leqslant 2^q$, то для доказательства утверждения С достаточно показать, что $2^{q-1}\leqslant|\eta|\leqslant 2^q$.

Действительно, в этом случае величина $|\eta-\tilde{\xi}|$ кратна величине 2^{q-n}, а так как $|\eta-\tilde{\xi}|<2\cdot 2^{q-n}$, то либо $\eta=\tilde{\xi}$, либо $|\eta-\tilde{\xi}|=2^{q-n}$. Для доказательства неравенства $2^{q-1}\leqslant|\eta|\leqslant 2^q$ заметим прежде всего, что $|\eta|<|\xi|+2^{q-n}<2^q+2^{q-n}$, и так как η — машинное число, то $|\eta|<2^q$. Далее в случае, если $|\eta|<2^{q-1}$, то $|\eta|\leqslant 2^{q-1}(1-2^{-n})$ и

$$|\xi-\eta|\geqslant|\xi|-2^{q-1}+2^{q-1-n},$$

следовательно,

$$\left|\frac{\xi-\eta}{\xi}\right|\geqslant\frac{2^{q-1-n}+2^{q-1}(2^{1-q}|\xi|-1)}{2^{q-1}+2^{q-1}(2^{1-q}|\xi|-1)}=$$

$$=2^{-n}\frac{1+2^n(2^{1-q}|\xi|-1)}{1+(2^{1-q}|\xi|-1)}\geqslant 2^{-n}.$$

Полученное неравенство противоречит условию и поэтому $2^{q-1}\leqslant|\eta|$. Следовательно, отличное от $\tilde{\xi}$ приближение η, удовлетворяющее условию $\left|\frac{\xi-\eta}{\eta}\right|<2^{-n}$, существует только тогда, когда $\frac{|\xi-\tilde{\xi}|}{2^{q-n}}>1-2^{-q}|\xi|$.

В частности, не существует соответствующего приближения к машинному числу, отличного от самого числа.

Возможность задания любого действительного числа ξ в диапазоне $2^{-2^r}\cdot\frac{1}{2}\leqslant|\xi|\leqslant 2^{2^r-1}(1-2^{-n-1})$ с относительной погрешностью, меньшей, чем 2^{-n}, является существенным преимуществом машин с плавающей запятой.

§ 6. ОПЕРАЦИИ НАД ЧИСЛАМИ

Выше был описан способ изображения чисел в двоичной системе счисления в машине М-20, на который рассчитаны так называемые операции над числами. Кроме того, был подробно рассмотрен вопрос о точности приближенного представления действительных чисел машинными числами. Как следует из этого рассмотрения, в машине М-20 любое действительное число ξ в диапазоне $2^{-65} \leqslant |\xi| \leqslant 2^{63}(1-2^{-37})$ может быть представлено с относительной погрешностью, меньшей, чем 2^{-36}. Возможности представления чисел с такой точностью в указанном диапазоне накладывает соответствующие требования к точности выполнения арифметических операций.

Как известно, результатами так называемых «арифметических» операций в машине являются лишь некоторые приближения истинных значений соответствующих арифметических операций. Возникающая при машинных операциях ошибка вовсе не является следствием неточного задания исходных чисел, а вытекает из того обстоятельства, что результат точной арифметической операции над представимыми в машине числами далеко не всегда оказывается представимым в машине числом.

Можно сказать, что для машины, работающей в системе плавающей запятой, результат точной арифметической операции, как правило, не может быть представлен в машине.

Машинные арифметические операции правильнее называть псевдоарифметическими. Абсолютной или относительной погрешностями псевдооперации над машинными числами разумно считать абсолютную или, соответственно, относительную погрешность представления результата точной операции над теми же машинными числами результатом рассматриваемой псевдооперации.

В машине М-20 осуществлены псевдооперации, соответствующие операциям сложения, вычитания, умножения, деления, извлечения квадратного корня, вычисления разности абсолютных величин двух чисел, сложения и вычитания порядков двух чисел, сложения адреса с порядком числа и вычитания адреса из порядка числа, а также операции получения последних 36 разрядов точного произведения двух 36-разрядных чисел.

При этом отдельным точным операциям соответствует от одной до четырех различных псевдоопераций. Так, операциям сложения, вычитания, умножения и вычисления разности абсолютных величин двух чисел соответствуют по четыре отличающихся друг от друга псевдооперации. Операциям деления и извлечения квадратного корня соответствуют по две псевдооперации. Лишь четырем операциям изменения порядка числа и операции получения последних 36 разрядов точного произведения соответствует по одной псевдооперации. Стоит отметить, что эти псевдооперации можно в некотором смысле считать операциями точными, так как результат этих операций неточен лишь в случаях, когда порядок результата превосходит по абсолютной величине допустимое максимальное значение. Каждой из остальных упомянутых точных операций соответствует по одной «основной» псевдооперации — операции без блокировок (без блокировки округления и без блокировки нормализации результата).

Для всех операций над числами характерным является наличие блокировок, вызывающих останов машины в том случае, когда заданная операция оказывается «невыполнимой» или же операция лишена смысла.

Невыполнимость операции возникает в случае, когда порядок результата превосходит 63, а при операции деления и в случае, когда мантисса делимого не меньше удвоенной мантиссы делителя. К лишенным смысла операциям относятся операция деления на нуль и операция извлечения корня квадратного из отрицательного числа. Результат операции над числами выдается нулем в нормальной форме, если порядок результата меньше -64 или цифровая часть результата равна нулю.

Дополнительными псевдооперациями для операций сложения, вычитания, вычитания абсолютных величин и умножения являются псевдооперации с блокировкой округления, с блокировкой нормализации и с блокировкой округления и нормализации. Для операции же деления и извлечения квадратного корня дополнительными являются псевдооперации с блокировкой округления.

В качестве символов основных псевдоопераций используются символы обычных операций. Операция вычитания абсолютных величин обозначается символом $|\!|-|\!|$. Для дополнительных псевдоопераций взяты те же символы, снабженные впереди знаком запятой для обозначения блокировки нормализации и буквой a в круглых скобках за знаком операции для обозначения блокировки округления. Таким бразом, операция умножения с блокировками нормализации и округления обозначается символом, $\times(a)$. Так как одно и то же число может быть изображено различными кодами, если допускаются ненормализованные коды, то код результата при одной и той же операции над одними и теми же числами зависит от исходных кодов и от наличия «блокировки нормализации». Для правильного понимания случаев, которые могут представиться, надо иметь в виду следующие особенности операций над числами в машине М-20. При операциях сложения, вычитания и вычитания абсолютных величин результат выдается всегда в нормальной форме, если в коде операции нет соответствующей блокировки. При наличии такой блокировки, если ни одно из чисел, участвующих в операции, не представлено нулевым кодом, результат выдается с порядком

либо равным большему из порядков чисел, участвующих в операции,

либо с этим порядком, увеличенным на единицу, в том случае, когда величина результата не позволяет сбойтись без такого увеличения порядка.

Если же одно из чисел, участвующих в операции, представлено нулевым кодом, результат операции будет представлен кодом другого числа. При операции умножения без блокировки нормализации результат выдается в нормальной форме, если оба сомножителя были нормализованы. При ненормализованных сомножителях результат может оказаться ненормализованным, порядок результата в этом случае равен сумме порядков сомножителей или меньше этой суммы на единицу.

При операции умножения с блокировкой нормализации порядок результата равен сумме порядков сомножителей. Во всех случаях нулевой результат выдается в нормальной форме.

Операция деления дает верный результат в машине только в случае, когда мантисса делимого по абсолютной величине меньше удвоенной мантиссы делителя. В частности, деление нормализованных чисел всегда возможно, если только делитель не равен нулю, в последнем случае так же, как и в случае, когда мантисса делимого по абсолютной величине меньше удвоенной мантиссы делителя, предусмотрен автоматический останов машины.

Набор основных псевдоопераций выполнен в машине таким образом, что справедливы следующие утверждения.

В случае, если основная арифметическая псевдооперация проводится над числами (или числом), заданными в нормальной форме, то результат будет выдан также в нормальной форме. Если при этом результат соответствующей точной операции по абсолютной величине будет не меньше чем 2^{-65}, и меньше чем $2^{63}(1—2^{-37})$, то относительная погрешность псевдооперации не будет превосходить 2^{-36}. Если точный результат будет по абсолютной величине меньше чем 2^{-65}, то результатом псевдооперации будет нуль в нормальной форме, и если, наконец, точный результат не будет меньше чем $2^{63}(1—2^{-37})$, то машина выдает сигнал переполнения.

К набору основных арифметических псевдоопераций следует отнести упомянутые выше «точные» операции изменения порядка и получения последних разрядов точного произведения. Для них также справедливо сформулированное выше утверждение. В отношении погрешности результата этих операций утверждение можно усилить, так как указанная погрешность равна нулю.

Сформулированные свойства основного набора псевдоопераций с учетом рассмотренных выше возможностей машинного представления для приближений с относительной погрешностью, меньшей чем 2^{-n} (здесь $n=36$), определяют результат псевдооперации с точностью до единицы 36-й значащей цифры. Почти всюду в качестве результата основной псевдооперации принимается $\tilde{\xi}$ или $\tilde{\xi}'$, где ξ результат соответствующей точной операции. Результат, отличный от $\tilde{\xi}$ или $\tilde{\xi}'$, может появиться лишь в отдельных случаях сложения чисел разных знаков, вычитания чисел с одинаковыми знаками и операции получения разности абсолютных величин двух чисел, когда порядки чисел, участвующих в операции, отличаются больше чем на единицу, а порядок результата меньше большего из порядков этих чисел. Следует обратить внимание на условие нормализованности чисел, участвующих в операции. Псевдооперации являются в сущности операциями не над числами, а над кодами чисел. В случае чисел, представленных в форме, отличной от нормальной, точность псевдооперации и ее результат могут оказаться совершенно иными. При этом ошибка операции может существенно возрасти.

ОПЕРАЦИИ НАД ЧИСЛАМИ

Название операции	КОП	Результат	Обозначение	Содержание модификации	Среднее время выполнения, мксек	$\omega=1$	Авост.
Сложение	01 21 41 61	$Z=X+Y$	$+$ $+ (a)$ $, +$ $, + (a)$	С округлением Без округления С округлением и блокировкой нормализации Без округления и с блокировкой нормализации	28.5	$Z<0$	$r>63$
Вычитание	02 22 42 62	$Z=X-Y$	$-$ $- (a)$ $, -$ $, - (a)$	Модификации те же, что и в операции сложения	28,5	$Z<0$	$r>63$
Вычитание абсолютных величин	03 23 43 63	$Z=\|X\|-\|Y\|$	$\|-\|$ $\|-\| (a)$ $, \|-\|$ $, \|-\| (a)$	Модификации те же, что и в операции сложения	28,5	$Z<0$	
Умножение	05 25 45 65	$Z=X\times Y$	$\times$ $\times (a)$ $, \times$ $, \times (a)$	Модификации те же, что и в операции сложения	70	$r>0$	$r>63$

Название операции	КОП	Результат	Обозначение	Содержание модификации	Среднее время выполнения, *мксек*	$\omega=1$	Авост.
Деление	04 24	$Z=X:Y$	: : (*а*)	С округлением Без округления	136	$r>0$	$r>63$, или $x_1 \geq 2y_1$, или Y—есть нуль в нормальной форме
Корень квадратный	44 64	$Z=\sqrt{X}$	$\sqrt{\ }$ $\sqrt{\ }(a)$	С округлением Без округления	275	$r>0$	$Sign\ X=-1$
Сложение порядка с порядком	26	$Z=2^{p+q}\cdot y_1$	$+$ПП	Модификаций нет	24	$r>0$	$r>63$
Вычитание порядка из порядка	66	$Z=2^{-p+q}\cdot y_1$	$-$ПП	Модификаций нет	24	$r>0$	$r>63$

Название операции	КОП	Результат	Обозначение	Содержание модификации	Среднее время выполнения, *мксек*	$\omega=1$	Авост.
Сложение адреса с порядком	06	$Z=2^{p'+q}\cdot y_1$	$+$ПА	Модификаций нет	61,5	$r>0$	$r>63$
Вычитание адреса из порядка	46	$Z=2^{-p'+q}\cdot y_1$	$-$ПА	Модификаций нет	61,5	$r>0$	$r>63$
Вывод младших разрядов произведения	47	$Z=(X\cdot Y-X\times Y)\cdot 2^{-36}$ *	$\times$ (*б*)	Модификаций нет, выборки из памяти не производится	24	$r>0$	$r>63$

* Справедливо лишь в том случае, если предыдущей операцией было умножение без округления. Здесь $X\times Y$ — результат операции в смысле 25 (или 65), т. е. $\times$ (*а*) или, $\times$ (*а*), а $X\cdot Y$ — результат точного умножения чисел X и Y, выбранных предыдущей операцией 25 (или 65). При выполнении самой операции $\times$ (*б*) выборки из памяти не происходит и содержимое первого и второго адресов команды не влияет на результат операции.

При всех операциях над числами 45-я цифра результата (признак) равна логической сумме 45-х цифр чисел, участвующих в операции.

При всех операциях над числами вырабатывается признак ω для передачи управления. При операциях сложения, вычитания и вычитания абсолютных величин $\omega=1$, если результат отрицателен, при остальных операциях над числами $\omega=1$, если порядок результата больше 0.

На стр. 31—33 приведена таблица операций над числами, в которой указаны коды операций и их модификации. В таблице применены следующие обозначения: $X=2^p x_1$ — число, выбираемое из памяти по первому исполнительному адресу; x_1 — мантисса этого числа; p — его порядок; $Y=2^q y_1$ — аналогичное обозначение числа, выбираемого из памяти по второму исполнительному адресу; $Z=2^r z_1$— результат, посылаемый в память по третьему исполнительному адресу; p' — уменьшенное на 64 целое число, представленное последними семью двоичными разрядами первого исполнительного адреса A_1'. Оно используется в операциях изменений порядка числа с помощью адреса и фактически представляет собой число, закодированное младшими семью разрядами адреса A_1' в точности так, как обычно кодируется порядок числа соответствующими ему разрядами

§ 7. ОПЕРАЦИИ НАД КОДАМИ

В составе команд машины предусмотрены операции, дающие возможность в программе удобно и экономно преобразовывать имеющуюся в памяти машины информацию независимо от ее характера. К числу таких операций относятся, во-первых, поразрядные операции логического сложения, логического умножения и сравнения (установление логической неэквивалентности), во-вторых, операции сдвигов и, наконец, в третьих, специальные операции сложения и вычитания команд, сложения и вычитания кодов операций (*КОП*), циклического сложения и вычитания кодов. В операциях сдвига кодов и в трех логических операциях коды удобно рассматривать, как упорядоченные наборы 45 двоичных цифр. В операциях циклического сложения и вычитания, сложения и вычитания команд, сложения и вычитания *КОП*, а также в операциях сдвига мантисс каждый код участвует как пара целых положительных чисел, одно из которых изображено старшими 9 разрядами, а второе младшими 36 разрядами. При сложении и вычитании команд старшие 9 разрядов результата совпадают с соответствующими разрядами кода, выбранного по первому адресу. При сложении и вычитании *КОП* младшие 36 разрядов результата совпадают с соответствующими разрядами кода, выбранного по первому адресу.

Никаких блокировок при выполнении операции над кодами не предусмотрено. При операциях сдвигов величина сдвига, т. е. число разрядов, на которое следует сдвинуть код (или только его мантиссу), может быть задано одним из двух возможных способов, каждому из которых соответствует своя модификация команды сдвига.

Так, при сдвигах по порядку сдвиг определяется порядком p числа, выбираемого по адресу A_1', причем число разрядов сдвига задается абсолютной величиной порядка, а направление сдвига — знаком порядка.

При сдвигах по адресу сдвиг определяется числом p', закодированным семью младшими разрядами самого адреса A_1' точно так, как кодируется порядок числа соответствующими ему семью разрядами. Сдвиг в сторону старших разрядов считается положительным, а в сторону младших — отрицательным.

При логических операциях и сдвиге кода признак ω вырабатывается в том случае, если результатом операции оказывается нулевой код. При сдвиге мантисс $\omega=1$, если мантисса результата равна нулю.

Среди операций над кодами несколько особое место занимает операция *67*. Она представляет собой циклический сдвиг 48-разрядного кода на 24 разряда влево. Сорокавосьмиразрядный код образуется из исходного 45-разрядного приписыванием трех нулей слева, т. е. в сдвигаемом коде меняются местами с одной стороны — разряды первого и третьего адресов, с другой — 9 разрядов второго адреса с девятью разрядами признаков и *КОП*; старшие три разряда второго адреса в результате оказываются равными нулю на 21 разряд. В отличие от любой другой операции сдвига в данном случае двигается код, выбранный из ячейки A_1', а не A_2', и состояние триггера ω не изменяется.

К операциям над кодами мы отнесем также операции *00*; *20*; *40* и *60*.

Первая из них осуществляет пересылку информации из одной ячейки *МОЗУ* в другую. Вторая пересылает информацию из регистров пульта управления (*РПУ*) в *МОЗУ*. Последние две являются операциями очистки ячейки *МОЗУ*.

Всего существует четыре *РПУ*. Код, набранный в *РПУ* с номером i обозначим $[РПУ_i]$, а код, находящийся в регистре результата, обозначим $[РР]$. Выборка этих кодов определяется содержимым трех младших разрядов A_1'.

3 младших разряда A_1'	Выбираемый код
0 0 0	Выбирается нулевой код
0 0 1	$[РПУ_1]$
0 1 0	$[РПУ_2]$
0 1 1	$[РПУ_3]$
1 0 0	$[РПУ_4]$
1 0 1	$[РР]$

В таблице операций над кодами применены следующие обозначения: $\{\xi_k\}$ — код, выбираемый по A_1', ξ_k, где $k = 1, 2, \ldots, 45$ — двоичные цифры кода. Для кода $\{\xi_k\}$ вводим целые неотрицательные числа.

$$\xi' = \sum_{k=37}^{45} \xi_k \cdot 2^{k-37} \quad \text{и} \quad \xi'' = \sum_{k=1}^{36} \xi_k 2^{k-1}.$$

$$\{\eta_k\}, \quad \eta' = \sum_{k=37}^{45} \eta_k \cdot 2^{k-37} \quad \text{и} \quad \eta'' = \sum_{k=1}^{36} \eta_k 2^{k-1}$$

— аналогичные обозначения для кода, выбираемого по A_2'.

$$\{\zeta_k\}, \quad \zeta' = \sum_{k=37}^{45} \zeta_k 2^{k-37}, \quad \zeta'' = \sum_{k=1}^{36} \zeta_k 2^{k-1}$$

— то же для результата, отсылаемого по A_3'.

Кроме того, обозначим:

$$\xi = \sum_{k=1}^{45} \xi_k \cdot 2^{k-1},$$

$$\eta = \sum_{k=1}^{45} \eta_k \cdot 2^{k-1},$$

$$\zeta = \sum_{k=1}^{45} \zeta_k \cdot 2^{k-1}.$$

§ 8. ОПЕРАЦИИ УПРАВЛЕНИЯ

Операции, передающие управление. В силу описанного выше способа формирования в стандартном такте адреса выборки следующей команды нормальным режимом выборки команд оказывается режим, при котором команда, следующая за данной, выбирается из ячейки, адрес которой на единицу больше адреса ячейки, из которой выбиралась данная команда.

В составе операций машины предусмотрены операции, при выполнении которых может нарушиться указанный нормальный порядок выборки команд и следующая команда выберется из ячейки с адресом A_2', где A_2' — исполнительный адрес выполняемой команды, т. е. произойдет передача управления по второму адресу в ячейку A_2'. Всего в наборе команд машины имеется 12 таких операций. Для всех этих операций характерно совмещение функции передачи управления с другими функциями. Причем для некоторых функция передачи управления даже не является основной.

Две из 12 рассматриваемых операций осуществляют передачу управления по второму адресу независимо от каких-либо условий, т. е. реализуют безусловную передачу управления. При исполнении любой из остальных десяти операций передача управления по вто-

ОПЕРАЦИИ НАД КОДАМИ

Название операции	КОП	Результат	Обозначение	Время выполнения, *мксек*	$\omega = 1$	Примечание
Пересылка кода	00	$\zeta = \xi$	*ПК*	24	ω не меняется	A_2' не влияет на операцию
Выборка из *РПУ*	20	$\zeta = [РПУ]$	*РПУ*	24	ω не меняется	
Очистка (гашение)	40 60	$\zeta = 0$	*Г*	24	ω не меняется	A_1' и A_2' не влияют на операцию
Циклическое сложение	07	$\zeta' \equiv (\xi' + \eta') \bmod (2^9 - 1)$, $\zeta'' \equiv (\xi'' + \eta'') \bmod (2^{36} - 1)$	$\Sigma +$	24	$\xi'' + \eta'' \geqslant 2^{36}$	
Циклическое вычитание	27	$\zeta' \equiv (\xi' - \eta') \bmod (2^9 - 1)$, $\zeta'' \equiv (\xi'' - \eta'') \bmod (2^{36} - 1)$	$\Sigma -$	24	$\xi'' - \eta'' < 0$	
Сложение команд	13	$\zeta' = \xi'$, $\zeta'' \equiv (\xi'' + \eta'') \bmod 2^{36}$	*К* +	24	$\xi'' + \eta'' \geqslant 2^{36}$	
Вычитание команд	33	$\zeta' = \xi'$, $\zeta'' \equiv (\xi'' - \eta'') \bmod 2^{36}$	*К* −	24	$\xi'' - \eta'' < 0$	
Сложение *КОП*	53	$\zeta' \equiv (\xi' + \eta') \bmod 2^9$, $\zeta'' = \xi''$	*КОП* +	24	$\xi' + \eta' \geqslant 2^9$	
Вычитание *КОП*	73	$\zeta' \equiv (\xi' - \eta') \bmod 2^9$, $\zeta'' = \xi''$	*КОП* −	24	$\xi' - \eta' < 0$	

Название операции	КОП	Результат	Обозначение	Время выполнения, *мксек*	$\omega=1$	Примечание
Сдвиг мантиссы (по адресу)	14	$\zeta_k=\eta_{k-s}$, если $\max(1,1+s)\leqslant k\leqslant$ $\leqslant min\,(36,36+s)$ $\zeta_k=\eta_k$ при $37\leqslant k\leqslant 45$, $\zeta_k=0$ для остальных k	$\leftarrow MA$	$61{,}5+1{,}5\,\vert s\vert$	$\xi'=0$	Сдвигаются только разряды мантиссы кода, выбранного по A'_2. Освобождающиеся разряды заполняются нулями. Сдвиг определяется числом s, причем $s=p'$ для операции *14* и $s=p$ для операции *34*
Сдвиг мантиссы (по порядку)	34		$\leftarrow M\Pi$	$24+1{,}5\,\vert s\vert$	$\xi=0$	
Сдвиг кода (по адресу)	54	$\zeta_k=\eta_{k-s}$, если $1\leqslant k-s\leqslant 45$ $\zeta_k=0$ для остальных k	$\leftarrow A$	$61{,}5+1{,}5\,\vert s\vert$	$\xi=0$	Сдвигаются все разряды кода, выбранного по A'_2, освобождающиеся разряды заполняются нулями. $s=p'$ — для операции *54*, $s=p$ — для операции *74*
Сдвиг кода (по порядку)	74		$\leftarrow \Pi$	$24+1{,}5\,\vert s\vert$	$\xi=0$	
Циклический сдвиг на 24 разряда влево	67	$\zeta_k=\xi_l$ $l\equiv k+24\ (mod\ 48)$	$\leftarrow Ц$	60	—	
Сравнение (логическая неэквивалентность)	15	$\zeta_k\equiv\xi_k+\eta_k\ (mod\ 2)$	$\oplus$	24	$\xi=0$	
Сравнение с остановом	35	$\zeta_k\equiv\xi_k+\eta_k\ (mod\ 2)$	$\oplus_{ост}$	24	$\xi=0$	Останов при $\xi\neq 0$
Логическое умножение	55	$\zeta_k=\xi_k\cdot\eta_k$	$\wedge$	24	$\xi=0$	
Логическое сложение	75	$\zeta_k=\xi_k+\eta_k-\xi_k\cdot\eta_k$	$\vee$	24	$\xi=0$	

рому адресу происходит лишь при выполнении некоторых дополнительных условий, различных для различных операций.

Напомним, что адрес для выборки команды выдается на кодовые шины адреса с целью передачи в память и на *РЬК* с сумматора адреса, где он формируется путем сложения единицы с кодом из *РВК*. Если такого формирования не произойдет, то с *СМА* будет выдан на *КША* в качестве адреса для выборки команды ранее сформированный второй исполнительный адрес A'_2 выполняемой команды. В силу этого блокировка стандартного формирования адреса выборки команды автоматически оказывается передачей управления по второму адресу. При помощи такой блокировки и осуществляется передача управления в машине М-20. Остановимся несколько подробнее на условиях, при которых возникает указанная блокировка стандартного формирования адреса выборки команды. При операциях с кодами *56* и *16* блокировка возникает всегда. При операции с кодом *36* блокировка возникает при условии, что триггер ω находится в состоянии, соответствующем единице, а при операции с кодом *76* — при условии, что $\omega=0$. Таким образом, операции *56* и *16* являются операциями безусловной передачи управления, операция *36* — передачей при $\omega=1$, а операция *76* — при $\omega=0$.

При операциях с кодами *12* и *32* рассматриваемая блокировка возникает в результате анализа знака разности

$$[PA]-A'_1,$$

вычисляемой на сумматоре арифметического устройства. Условием возникновения блокировки при операции *12* является наличие отрицательного знака у этой разности, т. е. неравенство $[PA]-A'_1<0$ При операции *32* блокировка возникает при положительном знаке разности, т. е. при неравенстве $[PA]-A'_1\geqslant 0$. Иными словами при операции *12* происходит передача управления по второму адресу, если содержимое регистра адреса оказывается меньше первого исполнительного адреса, а при операции *32* передача управления происходит, если содержимое регистра адреса не меньше первого исполнительного адреса.

При операциях с кодами *11*, *31*, *51* и *71* одновременно анализируется знак той же, что и при операциях *12* и *32*, разности и состояние триггера ω, а блокировка стандартного формирования адреса выборки команды, т. е. передача управления, возникает при одновременном выполнении двух условий:

в операции *11* — при условиях $[PA]-A'_1<0$ и $\omega=1$;
в операции *31* — при условиях $[PA]-A'_1\geqslant 0$ и $\omega=1$;
в операции *51* — при условиях $[PA]-A'_1<0$ и $\omega=0$;
в операции *71* — при условиях $[PA]-A'_1\geqslant 0$ и $\omega=0$.

Помимо упомянутых десяти операций (*16*, *36*, *56*, *76*, *12*, *32*, *11*, *31*, *51* и *71*), передача управления может возникнуть при выполнении операций с кодами *10* и *70*. Условия, при которых возникает передача управления при выполнении этих операций, будут рассмотрены ниже при описании операций обмена кодов между различными видами памяти.

При выполнении всех рассмотренных операций выборки из памяти по второму адресу A_2' не происходит. В операциях *36*, *56* и *76* происходит запись по адресу A_3' выбранного из A_1' кода. Таким образом, в этих операциях с передачей управления совмещена пересылка кода. При операции *16* в арифметическом устройстве формируется код

$$0\ 16 \qquad 0000 \qquad A_1' \qquad 0000,$$

который стандартно записывается в память по адресу A_3' в конце операции. В силу этого в операции *16* с передачей управления совмещена засылка команды передачи управления в желаемое место программы. Поскольку основной функцией операций *16*, *36*, *56* и *76* является передача управления, эти операции обозначаются соответственно сокращенно *ПВ*, *П1*, *ПБ*, *ПО* (общее обозначение *П*).

При операциях *12*, *32*, *11*, *31*, *51* и *71* заблокирована стандартная выдача A_3' в *КША* и, следовательно, нет записи по третьему адресу, а сам адрес A_3' записывается в регистр адреса (*РА*) еще на 13 импульсе *ЦУС*. Упомянутые операции, анализируя регистр адреса и изменяя его состояние, оказываются весьма удобными при программировании циклов (см. § 10). В связи с этим они называются операциями окончания цикла и сокращенно обозначаются *ОЦ*.

Операции *РА*. Помимо операций *ОЦ*, состояние регистра адреса может быть изменено операциями с кодами *52* и *72*, которые называются операциями изменения *РА* и обозначаются сокращенно *РА*. При выполнении каждой из этих операций по адресу A_3' записывается сформированный в арифметическом устройстве код

$$0 \quad 52 \qquad 0000 \qquad A_1' \qquad 0000.$$

При операции 52 в регистр адреса записывается код A_2', а при операции *72* — содержимое двенадцати разрядов второго адреса кода, выбранного из ячейки A_1'. В обоих случаях код переписывается в *РА* из арифметического устройства после стандартного формирования исполнительного адреса A_2'. Такой порядок выполнения операции обеспечивает формирование всех трех исполнительных адресов при одном и том же значении кода из *РА*, как было отмечено выше.

В стандартном такте отсутствуют пересылки кодов из устройства управления в арифметическое устройство и обратно, играющие существенную роль в операциях управления. Для реализации этих пересылок схемой машины предусмотрен вход с кодовых шин адреса на 12 разрядов, соответствующих разрядам второго адреса, 45-разрядного регистра *Р1* арифметического устройства и прием 12 разрядов второго адреса 45-разрядного кода на кодовые шины адреса с кодовых шин числа. Для рассматриваемых пересылок в основном используются предусмотренные стандартным тактом выдачи на кодовые шины. Например, сигнал приема с *КША* на *Р1* на третьем импульсе *ЦУС* приводит к пересылке кода A_1' в арифметическое устройство, так как в этот момент A_1' стандартно выдается на *КША* с сумматора адреса. Заметим, что для единообразия эта пересылка адреса в арифметическое устройство происходит при всех операциях управления, хотя при операциях *36*, *56* и *76* результат пересылки не используется.

Время выполнения каждой операции управления составляет 24 *мксек*. Состояние триггера ω не изменяется.

§ 9. ОПЕРАЦИИ ОБМЕНА МАТЕРИАЛОМ МЕЖДУ НАКОПИТЕЛЯМИ

К таким операциям относятся передачи кодов между *МОЗУ*, с одной стороны, и *МЗУ* (магнитными барабанами — *МБ* — или магнитными лентами — *МЛ*) — с другой, а также операция ввода в *МОЗУ* с перфокарт. Печать или перфорация результатов является частным случаем записи в *МЗУ*.

Все операции обмена, связанные с *МЗУ*, задаются в две команды, реализующие некоторый групповой режим передачи кодов.

Подготовительная команда *М(а)* — *КОП 50*, исполнительная команда *М(б)* — *КОП 70*. Ввод с перфокарт осуществляется одной командой, имеющей *КОП*, равный *10*.

При операциях обмена в арифметическом устройстве (*АУ*) машины попутно накапливается сумма Σ (в смысле операции *07*) передаваемых кодов, которая записывается в указанное место в *МОЗУ*. Такое суммирование представляет собой одно из действий для проверки правильности производимой передачи. Другими действиями, преследующими ту же цель, являются:

а) при выводе из *МОЗУ*

Запись накопленной суммы Σ в *МЗУ* вслед за выводимым материалом в очередную ячейку;

б) при вводе в *МОЗУ*

Считывание еще одного кода (кроме тех, которые поступят в *МОЗУ*) и сравнение его в *АУ* машины с кодом Σ. При совпадении машина переходит к выполнению следующей команды, а при несовпадении останавливается, а затем «по пуску» передает управление согласно информации, заданной в команде.

Накопление суммы, а также ее запись в *МОЗУ* производятся всегда. Действия же, описанные в пунктах а и б, могут производиться или не производиться.

В зависимости от того, производятся эти действия или нет, операции называются соответственно с контролем или с блокировкой контроля.

Название операции	КОП	Обозначение	Код, заносимый PA	Код, записываемый в *МОЗУ* по A'_3	Условие передачи управления по A'_2	Условие сохранения обычного порядка выборки команд
Окончание цикла по PA и ω	11 31 51 71	$+ОЦ_1$ $-ОЦ_1$ $+ОЦ_1$ $-ОЦ_1$	A'_3 A'_3 A'_3 A'_3	Записи в МОЗУ нет	$[PA] < A'_1$ и $\omega = 1$ $[PA] \geq A'_1$ и $\omega = 1$ $[PA] > A'_1$, $\omega = 0$ $[PA] \geq A'_1$ и $\omega = 0$	$[PA] \geq A'_1$ или $\omega = 0$ $[PA] < A'_1$ или $\omega = 0$ $[PA] \geq A'_1$ или $\omega = 1$ $[PA] < A'_1$ или $\omega = 1$
Окончание цикла по PA	12 32	$+ОЦ$ $-ОЦ$	A'_3 A'_3		$[PA] < A'_1$ $[PA] \geq A'_1$	$[PA] \geq A_1$ $[PA] < A'_1$
Изменение PA по адресу	52	PA_1	A'_1	032 0000 A'_1 0000	—	Всегда
Изменение PA по коду	72	PA_2	a'^*_2	052 0000 A'_1 0000	—	Всегда
Безусловная передача управления с возвратом	16	*ПВ*	—	016 0000 A'_1 0000	Всегда	Всегда

Продолжение

Название операции	КОП	Обозначение	Код, заносимый в PA	Код, записываемый в *МОЗУ* по A'_3	Условие передачи управления по A'_2	Условие сохранения обычного порядка выборки команд
Передача управления при $\omega = 1$	36	*П1*	—	$\{\xi_k\}$	$\omega = 1$	$\omega = 0$
Безусловная передача управления	56	*БП*	—	$\{\xi_k\}$	Всегда	—
Передача управления при $\omega = 0$	76	*ПО*	—	$\{\xi_k\}$	$\omega = 0$	$\omega = 1$
Останов	17 37 57 77	Ω	—	000 0000 0000 0000	—	Всегда

* $a'_2 = \sum_{k=13}^{24} \eta_k \cdot r^{k-13}$, т. е. представляет собой содержимое второго адреса кода, находящегося в ячейке A'_2.

Кроме того, имеется возможность запретить одно из действий, входящих в пункт б, не запрещая остальных. Таким действием является останов при несовпадении суммы, а операции, при которых он запрещен, называются операциями с блокировкой останова.

Операции ввода с перфокарт и обращения к *МЗУ* с точки зрения реализации являются очень близкими. Отличие состоит в форме задания информации о том, куда и сколько кодов передается и какой характер носит передача: есть ли блокировки контроля, останова и т. п.

Операции с *МЗУ*. При обращении к *МЗУ* в самих командах обращения указываются начальный и конечный адреса группы ячеек *МОЗУ*, в которую должны поступить коды или из которой они должны быть выданы, а также «начальный» адрес *МЗУ*. Этот адрес представляет собой номер барабана и номер места на барабане или номер магнитофона и номер зоны на ленте. В тех же командах указывается, куда отослать в *МОЗУ* накопленную сумму и куда передать управление при возможном несовпадении суммы.

Таким образом, в командах указываются:

1) начальный адрес *МОЗУ* — $\alpha_{МОЗУ}$;
2) конечный адрес *МОЗУ* — $\omega_{МОЗУ}$;
3) начальный адрес *МЗУ* — $A_{МЗУ}$;
4) адрес записи накопленной суммы — A_{Σ};
5) адрес возможной передачи управления — $A_{п}$.

Эта информация занимает пять адресов из имеющихся шести в двух командах обращения к *МЗУ* и располагается в них так:

Вид команды	КОП	A'_1	A'_2	A'_3
М(а)	50	*УЧ*	$A_{МЗУ}$	$\alpha_{МОЗУ}$
М(б)	70	$\omega_{МОЗУ}$	$A_п$	A_{Σ}

В интересах точности заметим, что $A_{МЗУ}$ занимает не только второй адрес команды *М(а)*, но и два младших разряда первого адреса этой команды. Причем в этих двух разрядах задается номер барабана или номер блока магнитной ленты, тогда как A'_2 — есть номер места на барабане или номер зоны на магнитной ленте.

Остальные разряды первого адреса команды *М(а)* служат для указания того, какая именно операция производится и каков ее характер.

В дальнейшем код первого адреса команды *М(а)* будем называть условным числом (*УЧ*).

Обратимся к таблице значений разрядов *УЧ*, объяснив которую, мы фактически укажем все разновидности операций с *МЗУ*.

ЗНАЧЕНИЕ РАЗРЯДОВ A'_1 КОМАНДЫ *М(а)*
(разряды нумеруются от младших к старшим)

№ разряда	Восьмеричное изображение разряда	Значение разряда	Условное обозначение разряда
1	0001	Номер блока МЛ	№ *МЛ* или
2	0002	и номер МБ	№ *МБ*
3	0004	Запись	*З*
4	0010	Барабан	*Б*
5	0020	Лента	*Л*
6	0040	Разметка ленты	*РЛ*
7	0100	Печать	*ПЧ*
8	0200	Перфорация	*ПР*
9	0400	Блокировка останова	*БО*
10	1000	Обратное направление первоначального движения МЛ	*ОН*
11	2000	Блокировка контроля	*БК*
12	4000	Блокировка МОЗУ	*БМ*

Первый и второй разряды нуждаются только в одном пояснении: из четырех возможных в этих разрядах кодов любой может быть номером магнитофона, номерами же барабанов являются коды *1*, *2* и *3*.

В третьем разряде ставится «1» при операциях записи (при операциях типа *МОЗУ* → *МЗУ*) и «0» при операциях чтения (при операциях *МЗУ* → *МОЗУ*).

В четвертом разряде должна быть поставлена «1» при операциях с барабаном.

Единица в пятом разряде означает операцию с магнитной лентой.

Шестой разряд задает особый режим записи на *МЛ*, называемый разметкой ленты, или точнее режим первоначальной записи. Дело в том, что обычная операция записи на ленту, которая задается единицами в разрядах *З* и *Л*, предполагает, что в указанную зону когда-то ранее уже производилась запись, т. е. на магнитной ленте имеется адрес зоны и нужное количество кодов, снабженных соответствующими синхронизирующими импульсами. В этом случае осуществляется поиск указанной зоны и вместо старых кодов записываются новые, так сказать, «по старым синхроимпульсам». Если же задана единица в шестом разряде, то никакого поиска зоны производиться не будет. В этом случае начиная с того места, которое в данный момент находится под магнитными головками, будут записываться заданные коды, причем их запись будет сопровождаться записью соответствующих синхроимпульсов, а в самом начале запишется указанный адрес зоны.

Седьмой разряд относится к печати. Печатающее устройство печатает коды, находящиеся на некотором буферном регистре (*БР*) емкостью 512 кодов. Единица в седьмом разряде задает режим записи кодов на *БР* с последующим пуском печатающего устройства.

Восьмой разряд задает аналогичную запись кодов на *БР* с последующим пуском перфоратора.

Девятый разряд назван нами «блокировкой останова». И, действительно, единица в этом разряде блокирует останов, возможный за счет несовпадения сумм при вводе в *МОЗУ* с контролем. Но этот же самый разряд при операциях печати служит для различения двух возможных способов работы печатающего устройства:

«0» — обеспечивает десятичную печать,

«1» — восьмеричную.

Таким образом, этот разряд в равной мере можно называть «восьмеричной печатью». Заметим, что это единственный разряд, значение которого зависит от других разрядов *УЧ*.

Подробности, связанные с печатью и перфорацией, будут освещены ниже.

Десятый разряд указывает направление первоначального движения ленты (0 — прямое направление, 1 — обратное). Вообще говоря, поиск нужной зоны производится независимо от направления первоначального движения. Если, например, при прямом движении ленты будет обнаружено, что под магнитными головками прошла зона с номером, превышающим требуемый, то направление движения автоматически изменится на обратное. Однако значение этого разряда выходит за рамки только экономии времени. Например, если предыдущее обращение к ленте было чтением самой последней из записанных зон, то любое следующее чтение должно проводиться при обратном направлении первоначального движения. В противном случае движение в прямом направлении будет продолжаться до окончания ленты и приведет к останову машины. Подчеркнем, что собственно запись или чтение происходит всегда при прямом движении ленты, а обратное движение используется только при поиске зоны.

Одиннадцатый разряд является блокировкой контроля.

Ноль в этом разряде разрешает выполнение действий, описанных выше в пунктах а и б, а единица запрещает их, т. е. блокировка контроля обеспечивает всегда отсутствие останова и переход к следующей команде по окончании операции ввода, а при операциях вывода — запрет записи в *МЗУ* накопленной суммы.

Двенадцатый разряд блокирует обращение к *МОЗУ*. Единица в нем означает, что выборка или запись в *МОЗУ* передаваемых кодов запрещена. Запрет не распространяется на запись в *МОЗУ* накопленной суммы. Это дает возможность проводить, например, операции «фиктивного» ввода.

Задавая различные комбинации единиц и нулей в перечисленных управляющих разрядах, мы задаем различные операции обращения к *МЗУ*. Но совершенно очевидно, что общее количество комбинаций несравненно больше возможных разновидностей операций обмена. Например, бессмысленно говорить об останове при несовпадении суммы, если выполняется запись в *МЗУ* или считывание с блокировкой контроля, а также указывать то или иное направление

первоначального движения для барабана или при разметке ленты. Машина не может, например, производить выдачу на ленту и на барабан одновременно и т. п. В связи с этим среди всех комбинаций управляющих разрядов, с одной стороны, есть равносильные, с другой — запрещенные.

Запрещено осуществлять разметку ленты с блокировкой контроля и употреблять комбинации, для которых в разрядах *Б*, *Л*, *РЛ*, *ПЧ* и *ПР* задано более одной единицы. Единственным исключением, о котором еще будет идти речь, являются разряды *ПЧ* и *ПР*: в них допускается одновременное присутствие единиц.

Полная информация о запрещенных и равносильных комбинациях содержится в приводимой ниже таблице.

В графе 2 в каждой строке буквой з отмечены разряды, единицы в которых запрещены, а буквой *Н* — разряды, не влияющие на операцию в предположении, что разряд, указанный в графе 1 в той же строке, равен единице.

1	2									
	З	*Б*	*Л*	*РЛ*	*ПЧ*	*ПР*	*БО*	*ОН*	*БК*	*БМ*
З							н			
*Б**			з	з	з	з		н		
*Л**		з		з	з	з				
*РЛ**	н	з	з		з	з	н	н	з	
*ПЧ**	н	з	з	з				н		
*ПР**	н	з	з	з			н	н		
БО										
ОН										
БК				з						
БМ										

При задании запрещенной комбинации происходит аварийный останов машины на команде $M(a)$. Если же ни в одном из разрядов, отмеченных звездочкой в графе 1, нет единицы, то никакой операции обмена не произойдет и машина также остановится, но уже на команде $M(б)$. Выполнение команды $M(a)$, если вслед за ней нет команды $M(б)$, равносильно пропуску команды при условии, что на $M(a)$ не произошло аварийного останова. Команда $M(б)$ без предварительной команды $M(a)$ всегда останавливает машину. Машина также останавливается при попытке прочитать из зоны на *МЛ* количество кодов, превышающее ранее записанное, точнее говоря, останов происходит, если под магнитными головками проходит код номера зоны, в то время как нужное число кодов еще не прочитано.

Ввод кодов с перфокарт. В отличие от обращения к *МЗУ* при вводе с перфокарт информация о том, куда и сколько кодов вводится и какой характер носит передача, задается как в команде обращения, так и на перфокартах. Поэтому на перфокартах, кроме кодов, подлежащих вводу в *МОЗУ* (их будем называть обычными кодами), пробиваются коды, которые в *МОЗУ* не вводятся, а служат для управления вводом. Эти коды бывают двух видов:

1. Код, снабженный признаком конца ввода. При вводе с контролем он сравнивается с накопленной в *АУ* суммой Σ.

2. Адресный код. В разрядах первого адреса этого кода задается номер ячейки *МОЗУ*, начиная с которой надо вводить следующие ниже обычные коды, а разряды 1, 12 и 13-й выполняют функции разрядов *БО*, *БК* и *БМ* соответственно. Обычные коды от управляющих и управляющие между собой отличаются пробивками в двух маркерных колонках.

Обычный код снабжается пробивкой в первой маркерной колонке, адресный код — во второй, код с признаком конца имеет обе пробивки. Наличие обеих пробивок и является признаком конца ввода (рис. 5).

Если перед группой обычных кодов пробит адресный код, то первый код группы будет введен в заданную ячейку, а остальные — в следующие ячейки по порядку. За данной группой может следовать другая, снабженная своим адресным кодом и т. д. Ввод будет продолжаться до тех пор, пока не попадется код, снабженный признаком конца.

Если перед группой кодов пробито несколько адресных кодов, то ввод произойдет в соответствии с последним из них. Если вообще нет адресного кода, то ввод начнется с ячейки A_1', где A_1' — первый исполнительный адрес команды ввода.

При появлении кода с признаком конца ввода, как обычно, проводятся контрольные операции: сравнение его с накопленной контрольной суммой и при несовпадении останов и передача управления в A_2', если нет соответствующих блокировок. Причем для блокировки контроля или останова достаточно хотя бы в одном из адресных кодов пробить единицу в разрядах *БК* или *БО* соответственно.

Если в адресном коде пробит разряд *БМ*, то блокируется ввод в *МОЗУ* не только данной группы кодов, но и всех следующих.

Запись в *МОЗУ* блокируется также и в случае $A_1'=0$.

Накопленная контрольная сумма всегда отправляется в ячейку A_3' *МОЗУ*. Следует иметь в виду, что в суммировании участвуют не только обычные, но и адресные коды.

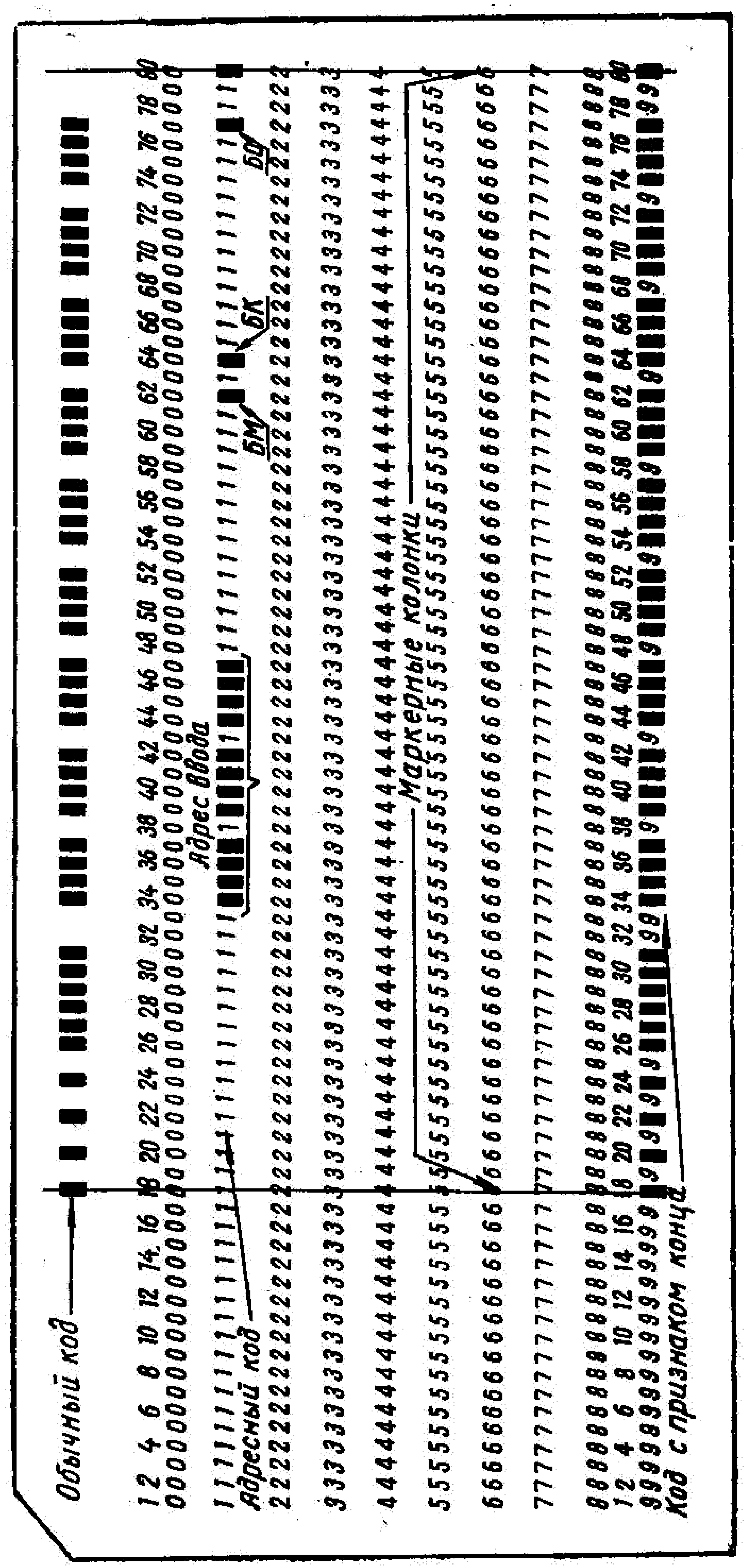

Рис. 5. Расположение информации на перфокарте

4 Заказ № 1348

Для первоначального ввода информации на пульте управления существует кнопка «ввода». Ее нажатие вызывает выполнение следующей команды:

0 10 0001 0001 0000.

Причем предварительно гасится *РВК*, *РА* и регистры арифметического устройства, кроме *РР*.

Возникший в результате гашения нулевой код в *РВК* означает, что следующей по порядку командой является команда с адресом 0001. Это обстоятельство, а также то, что A_2' данной команды также равен 0001, обеспечит по окончании ввода выполнение команды из ячейки 0001 независимо от совпадения или несовпадения сумм.

Печать и перфорация. Как уже говорилось, печатаются (или перфорируются) коды, находящиеся на буферном регистре (*БР*) емкостью 512 кодов. *БР* реализован в виде нескольких дополнительных дорожек на одном из магнитных барабанов и обладает некоторыми особенностями.

Если при записи в любое другое *ЗУ* машины старое содержимое ячейки предварительно гасится, то для *БР* запись состоит в наложении (логическом суммировании) нового и старого кодов.

Емкость *БР* (512 кодов) меньше максимально возможного количества передаваемых кодов, которое определяется начальным и конечным адресами *МОЗУ*, задаваемыми в командах *М*(*а*) и *М*(*б*). Поскольку *БР*, как и другие барабаны, является памятью циклического типа в том смысле, что ячейкой, следующей за последней, является первая, то в одну и ту же ячейку *БР* может происходить запись несколько раз, даже при выдаче на *БР* только одного массива данных.

После записи последнего кода (им может быть, в частности, накопленная контрольная сумма при записи с контролем) на *БР* заносится некоторый специальный признак конца. Печатающее устройство (или перфоратор) выводит коды, всегда начиная с ячейки с адресом 0000 и до появления признака конца.

Поскольку содержимое той ячейки, которая снабжается признаком конца, не выводится, то фактическая емкость *БР* оказывается равной 511 кодам.

Во время работы печати или перфоратора запись нового материала на *БР* заблокирована. Если по программе такая запись потребуется, то выполнение программы будет приостановлено до окончания выдачи кодов.

В момент окончания печати или перфорации *БР* гасится. Он может быть погашен также с пульта управления.

Как уже говорилось, единица в разряде *ПЧ* задает запись кодов на *БР* с последующим пуском печатающего устройства, а единица *ПР* задает такую же запись и пуск перфоратора.

Выше в § 1 «Представление информации в машине» говорилось о двух способах представления 45-разрядных двоичных кодов. Первый способ, при котором двоичный код изображается 15 восьмеричными цифрами, в основном используется для представления команд машины и другой, как правило, нечисловой информации; второй — служит для представления вводимой и выводимой числовой информации в десятичной системе счисления.

Каждому из этих способов соответствует свой режим работы печатающего устройства. Для различения этих режимов используется разряд *БО* в команде *М*(*а*):

«0» — в этом разряде задает десятичную печать;

«1» — восьмеричную.

Если же присутствуют единицы как в разряде *ПЧ*, так и в разряде *ПР*, то ни печать, ни перфорация запущены не будут, но запись на *БР* произойдет. От вышеразобранной она будет отличаться только тем, что не будет записан признак конца.

Если после таких записей дать запись с пуском печати или перфорации, то произойдет обычный вывод, начиная с ячейки 0000 до появления признака конца.

Таким образом, имеется возможность использовать *БР* для накопления кодов, подлежащих выдаче. Это удобно в тех случаях, когда группы выводимого материала появляются через промежутки времени, более короткие, чем время вывода каждой из них. Но при этом между появлением данной порции групп и следующей их порцией имеется время, достаточное для вывода их всех.

Еще следует обратить внимание на то, что коды на *БР* бывают двух видов: либо этот код, выбранный из *МОЗУ*, либо накопленная сумма. При перфорации первые коды снабжаются маркерными пробивками, соответствующими «обычным» кодам, а вторые — кодам с признаком конца ввода.

ТЕХНИЧЕСКИЕ ХАРАКТЕРИСТИКИ

внешних запоминающих устройств

Магнитные ленты (*МЛ*)

Количество блоков	4
Емкость каждого блока, кодов	~75 000
Максимальное количество зон с различными адресами на каждом блоке	4096
Скорость движения *МЛ*, *м/сек*	2
Частота следования кодов при обращении к *МЛ* в секунду	27?0
Время останова, *мсек*	15
Время пуска, *мсек*	30
Время реверса, *мсек*	30
Время пробега промежутка между двумя крайними кодами смежных зон, *мсек*	80

Магнитные барабаны (*МБ*)

Количество барабанов	3
Емкость каждого *МБ*, кодов	4096
Частота следования кодов при обращении к *МБ* в секунду	12 800
Среднее время ожидания, *мсек*	25

Буферный регистр (*БР*)

Емкость *БР*, кодов	512
Частота следования кодов при записи на *БР* в секунду	12 800
Среднее время ожидания, *мсек*	35
Скорость печати кодов в секунду	20
Скорость перфорации кодов в секунду	10
Скорость ввода с перфокарт кодов в секунду	20

§ 10. ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ОПЕРАЦИЙ УПРАВЛЕНИЯ И РЕЖИМА ФОРМИРОВАНИЯ АДРЕСОВ ПРИ ПРОГРАММИРОВАНИИ

Наличие в составе команд машины различных операций управления и режима формирования адресов открывает большие возможности для составления весьма экономных с точки зрения числа команд программ.

В составе операций машины М-20 имеется десять различных передач управления. Хотя функции, выполняемые каждой из этих операций, различны, в ряде случаев одна из них может заменить другую. При применении той или иной конкретной операции следует учитывать не только необходимую передачу управления, но и возможность совместить с той или иной передачей дополнительные операции пересылки информации.

Команды передач управления *16*, *36*, *56*, *76*. В машине М-20, наряду с операцией безусловной передачи управления с кодом *56*, имеются две операции условной передачи с кодами *36* и *76*.

При этом операция *36* осуществляет передачу управления по второму адресу при наличии признака ω, равного единице, а операция *76* осуществляет аналогичную операцию при $\omega=0$.

Благодаря наличию как *36*, так и *76* операций имеется возможность осуществлять необходимую передачу управления как в случае $x>y$, так и в случае $x\geqslant y$. Для передачи управления в случае $x>y$ достаточно провести вычитание $y-x$ и вслед за командой вычитания поместить *36*-ю операцию с соответствующим вторым адресом. Для передачи управления в случае $x\geqslant y$ достаточно вслед за вычитанием $x-y$ поместить операцию *76*. Как операция *56*, так и операции *36* и *76*, наряду с функцией передачи управления, выполняют пересылку содержимого ячейки, заданной по первому адресу, в ячейку, заданную третьим адресом команды. Эта дополнительная функция оказывается весьма полезной в ряде случаев. В качестве примера использования этой особенности укажем на следующую, часто встречающуюся ситуацию.

Предположим, что в случае выполнения некоторого условия в ячейку памяти α необходимо заслать содержимое ячейки β. В случае же невыполнения упомянутого условия в ячейку α необходимо заслать содержимое ячейки γ.

Необходимая засылка обеспечивается тремя командами, первая из которых служит для выработки значения признака ω, отвечающего имеющемуся в данный момент случаю. Две последующие команды обеспечивают пересылки из β и γ в α, причем первая из этих пересылок осуществляется командой условной передачи управления, которая одновременно с пересылкой осуществляет обход второй из пересылок в случае выполнения условия. Выбор в качестве операции условного перехода операции *36* или *76* определяется тем, какое значение вырабатывается при выполнении рассматриваемого условия операцией, выбранной для выработки значения ω.

Например, пусть $x=\max(y, z)$ и значение x необходимо получить в ячейке α, в то время как значения y и z хранятся соответственно в ячейках β и γ. Команды вычисления значения x выглядят следующим образом:

$$\begin{array}{r||llll} \varkappa & 002, & \beta, & \gamma, & 0 \\ \varkappa+1 & 076, & \beta, & \varkappa+3, & \alpha \\ \varkappa+2 & 075, & \gamma, & 0, & \alpha. \end{array}$$

Укажем еще на один пример использования операции передачи управления, совмещенной с пересылкой. Предположим, что команда программы с номером $\varkappa$ должна поочередно осуществлять передачу управления командам $x_1, x_2, x_3, x_1, x_2, x_3, x_1$ ...... и т. д. Поместим в ячейках α_1, α_2 и α_3 три команды — константы

$$\begin{array}{r||llll} \alpha_1 & 056, & \alpha_2, & x_1, & \varkappa \\ \alpha_2 & 056, & \alpha_3, & x_2, & \varkappa \\ \alpha_3 & 056, & \alpha_1, & x_3, & \varkappa. \end{array}$$

а в качестве команды $\varkappa$ выберем код, совпадающий с содержимым ячейки α_1. Нетрудно видеть, что составленная таким способом программа обеспечит необходимые передачи управления из $\varkappa$.

В том случае, когда первый адрес команды любой из передач управления *36*, *56*, *76* равен нулю, по третьему адресу заносится нулевой код, т. е. происходит очистка ячейки по третьему адресу. Это обстоятельство делает возможным употребление «команд-самоубийц», с успехом применяемых, например, при программировании на машинах типа «Стрела». Особого внимания заслуживает операция с кодом *16*, так называемая «безусловная передача управления с засылкой возврата». Наряду с передачей управления при выполнении этой операции, в ячейку по третьему адресу заносится код:

$$016 \qquad 0 \qquad A_1' \qquad 0,$$

т. е. команда безусловной передачи в ячейку A_1'. Основное назначение рассматриваемой операции — засылка команды возврата к основной программе при обращении к подпрограммам.

Отметим, что операция обеспечивает возврат в любое место программы, а не только непосредственно следующей команде.

Поэтому операция может служить для формирования команд, обеспечивающих обход той или иной части программы. Например, допустим, что часть схемы программы имеет вид

$$\ldots A_1 P A_2 A_3,$$

где A_1, A_2, A_3 — арифметические операторы, причем оператор A_2 выполняется лишь первый раз. Вместо пробы P и условной передачи управления, обеспечивающей обход оператора A_2, достаточно поставить одну команду

$$016\ \varkappa'\ \varkappa+1\ \varkappa,$$

где $\varkappa$ — номер ячейки, в которой хранится данная команда, а $\varkappa'$ — номер ячейки, в которой хранится первая команда оператора A_3. При выполнении выписанной команды управление передается в ячейку $\varkappa+1$, т. е. следующей по номеру команде. Одновременно на место выполненной команды в ячейку $\varkappa$ будет заслана команда

$$016 \qquad 0 \qquad \varkappa' \qquad 0,$$

обеспечивающая обход оператора A_2 в последующем счете.

Заметим, что операция *16* выполняет функцию засылки команды безусловной передачи управления, не требуя для этого дополнительной константы.

В то же время операция *16* может быть использована для пересылки в любую ячейку памяти информации, состоящей из ее первого адреса. Совмещение этой пересылки с передачей управления оказывается весьма полезным при программировании (см., например, таблицу характеристик в ИС-2).

Заметим, что и при нулевом первом адресе команды с кодом *16* по третьему адресу засылается отличный от нуля код

$$016 \qquad 0000 \qquad 0000 \qquad 0000,$$

поэтому использовать операцию *16* для очистки ячейки по третьему адресу нельзя.

Если в команде $\pi_1 = 1$ и $A_1 = 0$, то $A_1' = PA$. Поэтому по команде

$$116 \qquad 0000 \qquad \varkappa\ \alpha$$

в ячейку с номером α будет занесен код

$$016 \qquad 0000 \qquad PA \qquad 0000,$$

т. е. зафиксировано значение PA. Таким образом, оказывается совмещенной операция передачи управления с операцией запоминания значения PA в памяти машины.

Операции окончания циклов *12, 32, 11, 31, 51, 71*. Помимо рассмотренных операций передач управления с кодами *36*, *76*, *56* и *16*, в машине предусмотрены операции условных передач управления, которые учитывают не только значение признака, но и содержимое PA в момент выполнения операции. Из шести операций окончания цикла две с кодами *12* и *32* игнорируют значение признака ω и производят передачу управления по A_2' или следующей по но-

меру команде в зависимости от соотношения значений PA и A_1'. Эти операции служат для программирования циклов, в которых признаком окончания служит значение регистра адреса $[PA]$. Так как при рассматриваемых операциях можно изменять содержимое PA, то фактически они выполняют одновременно три функции, а именно: 1) анализ окончания цикла; 2) соответствующую передачу управления в зависимости от результата анализа; 3) изменение значения регистра адреса для последующего счета. Это изменение значения регистра состоит в засылке на регистр адреса третьего исполнительного адреса команды. Так как

$$A_3' \equiv A_3 + \pi_3 [PA] \pmod{2^{12}},$$

то при $\pi_3 = 1$ содержимое регистра адреса увеличится на A_3. Следует помнить, что сложение происходит по модулю 2^{12}. Последнее свойство удобно использовать для вычитания.

Так, задавая $A_3 = 2^{12} - A$ при $\pi_3 = 1$, получаем в качестве нового значения PA величину $[PA] - A$. Если же $\pi_3 = 0$, то исходное значение $[PA]$ заменится новым значением A_3. Стоит заметить, что изменение значения регистра адреса для последующего счета выполняется независимо от результата анализа и от осуществленной передачи управления, в результате чего после «выхода из цикла» PA оказывается в «следующем» состоянии. Например, необходимо вычислить значение многочлена $x^4+x^3+x^2+x+1$ в ячейке γ в предположении, что содержимое регистра адреса равно нулю, содержимое ячейки α равно единице, значение x хранится в ячейке β, а содержимое ячейки γ равно нулю. Воспользуемся циклом из трех команд:

$\varkappa$	005	β	γ	γ
$\varkappa+1$	001	α	γ	γ
$\varkappa+2$	112	0004	$\varkappa$	0001.

Тогда к моменту исполнения команды $\varkappa+3$ содержимое регистра адреса будет 0005, а не 0004. Аналогично обстоит дело с остальными операциями окончания цикла.

Отметим возможность использования операции *32* в качестве команды безусловной передачи управления. Действительно, команда с кодом *32* при $A_1 = 0$ при любых значениях разрядов признаков всегда передает управление в ячейку A_2'. Такое употребление операции может оказаться полезным в связи с тем, что в этом случае безусловная передача управления может быть совмещена с изменением регистра адреса. Операции *11*, *31*, *51*, *71* отличаются от операций *12* и *32* тем, что анализ окончания цикла при этих операциях проводится с учетом значения признака ω.

Передача управления по второму адресу происходит при одновременном выполнении двух условий.

При операциях *11* и *51* для передачи управления по A_2', помимо условия, необходимого для аналогичной передачи при операции *12*, требуется наличие соответствующего значения признака ω. При операции *11* это значение должно быть равно единице, а при операции *51* — нулю. Аналогичное соотношение имеется между операциями *31* и *71* и операцией *32*. Из последнего свойства и отмеченного выше свойства команды с кодом *32* и равным нулю первым адресом осуществлять безусловную передачу управления следует, что команда с кодом *31* при $A_1=0$ передает управление в A_2' при $\omega=1$ независимо от значения PA, т. е. так же, как операция *36*, а команда с кодом *71* передает управление так же, как операция *76*. Употреблять операции *31* и *71* вместо операций *36* и *76* следует всегда, когда с операцией условного перехода желательно совместить засылку информации в PA.

В качестве примера употребления рассматриваемых операций можно привести блок поиска в таблице характеристик (TX) номера стандартной программы (*СП*) в ИС-2.

В указанном примере выход из цикла, реализующего поиск, обеспечивается операцией *51*. Этот выход происходит как в случае обнаружения строки TX с нужным номером *СП*, так и в случае окончания перебора всех строк таблицы. Отметим, что сохранение значения признака дает в рассматриваемом случае возможность после выхода из цикла поиска без дополнительного анализа направить работу машины по тому или иному пути в зависимости от того, был ли обнаружен нужный номер *СП* в TX или нет. Следует иметь в виду, что название рассматриваемых операций «операции окончания циклов» носит условный характер. Возможности применения этих операций, безусловно, выходят за рамки, определяемые их названием.

Операции засылки в *РА* и запоминание содержимого *РА* в *МОЗУ* (*52*, *72*). Указанные операции осуществляют засылку в регистр адреса новой информации с одновременной фиксацией в ячейке A_3' кода

$$052 \qquad 0000 \qquad A_1' \qquad 0000.$$

Последнее обстоятельство дает возможность при желании заслать в регистр адреса A_1' при помощи команды

$$072 \qquad 0000 \qquad A_3' \qquad 0000$$

либо команды, код которой был записан в A_3' в результате выполнения исходной операции. В частности, при $A_1=0$ и $\pi_1=1$ $A_1'=PA$. Таким путем можно восстановить исходное состояние регистра адреса. Указанная возможность оказывается очень ценной при обращении к подпрограммам, использующим регистр адреса. Эти же операции позволяют достаточно просто реализовывать циклы внутри циклов с использованием регистра адреса как во внутреннем, так и во внешнем цикле без привлечения переадресации команд в памяти машины.

В качестве примера рассмотрим задачу отыскания значений многочлена $P(x)=\sum_{k=0}^{n} a_k x^k$ для значений $x=x_1, x_2, \dots, x_m$.

Предположим, что значения коэффициентов $a_0, a_1, \dots, a_n$ помещаются в ячейках памяти с такими адресами $\alpha_0, \alpha_1, \dots, \alpha_n$; что $\alpha_k=\alpha+k$, и пусть заданные значения аргумента $x_1, \dots, x_m$ помещены, соответственно, в ячейках памяти с адресами $\xi+1$, $\xi+2, \dots$ $\xi+m$.

Программа

К+1	452	0000	0001	К+13
К+2	475	ξ	0000	ρ
К+3	452	0000	7776	К+10
К+4	075	$\alpha+n$	0000	σ
К+5	005	ρ	σ	σ
К+6	401	$\alpha+n+1$	σ	σ
К+7	132	$n+1$	К+5	7777
К+10	000	0000	0000	0000
К+11	175	σ	0000	β
К+12	112	m	К+2	0001
К+13	00	0000	0000	0000

обеспечивает не только получение искомых значений многочлена в ячейках памяти, начиная с номера $\beta+1$, но и восстановление исходного значения регистра адреса. Прибавление к регистру адреса величины 7777 в команде К+7 приводит к уменьшению его содержимого на единицу.

Приведенная программа не содержит команд переадресации и, следовательно, не требует восстановления. Однако в том случае, когда число вычисляемых значений m может быть переменным, команду К+12 необходимо предварительно сформировать. Последняя операция потребует дополнительных команд и константу. В том случае, когда число m задано в единицах второго адреса, вместо указанного формирования проще организовать пробу выхода из внешнего цикла при помощи команды с кодом *33* (вычитание команд), заменив команды К+3, К+11 и К+12 соответственно командами

К+3	452	0001	7776	К+10
К+11	033	μ	К+10	0000
К+12	176	σ	К+2	$\beta-1$,

где μ — ячейка, хранящая число m. Здесь по команде К+3 запоминание текущего значения регистра адреса во внешнем цикле совмещено с увеличением последнего на единицу. В команде же К+12 условная передача управления совмещена с пересылкой полученного значения многочлена в очередную ячейку памяти. За счет указанных совмещений появляется возможность без увеличения общего числа команд включить в цикл команду К+11 для выработки признака окончания цикла.

Наряду с использованием в циклах, операции *52* и *72* могут с успехом применяться в случаях формирования команд. Часто самым удобным способом формирования команд «оказывается» формирование при помощи PA. Последнее заключается в засылке на PA

перед исполнением нужной команды значения, на которое желательно переадресовать некоторые из адресов, и снабжения этих адресов соответствующими признаками адреса.

Так, например, для вызова из *МЗУ* данной группы кодов в *МОЗУ* требуются две команды вида

050	*УЧ*	$A_{мзу}$	ω
070	α	$A_п$	A_Σ.

В случае, когда значение α может быть различным, обе команды необходимо сформировать. Вместо этого достаточны три команды:

072	0000	ρ	0000
150	*УЧ*	$A_{мзу}$	$n-1$
470	0000	$A_п$	A_Σ ,

где ρ — адрес ячейки, хранящей код, второй адрес которого есть желаемое α, а $n-1=\omega-\alpha$ число вызываемых кодов без единицы. В качестве примера можно привести также три команды из ИС-2

7516	472	7777	7610	7601
7517	555	7777	7745	7777
7520	513	7777	7601	7777,

обеспечивающие коррекцию строки обращения к ИС-2 в ячейке $\varkappa-1$. Коррекция состоит в замене второго адреса указанной строки соответствующим адресом таблицы характеристик. Содержимое регистра адреса к моменту выполнения команды 7516 на единицу больше нужного адреса таблицы характеристик, второй адрес кода из ячейки 7610 на единицу больше адреса корректируемой строки, а в ячейке 7745 хранится константа

777	7777	0000	7777

для высечения второго адреса.

§ 11. ПУЛЬТ УПРАВЛЕНИЯ

На пульте управления сосредоточены органы управления машиной и индикация о состоянии различных ее устройств. Общий вид пульта дан на рис. 1. Основной целью этого параграфа является описание принципиальных возможностей пульта. Поэтому прежде всего остановимся на некоторых деталях работы машины. В тексте мы будем только называть те или иные клавиатуры кнопки или переключатели. Что же касается их расположения на пульте, то это, так же как и расположение ламп индикации, станет ясно из приводимых ниже рис. 6—13.

Как говорилось выше (см. § 2. Общая схема работы машины), работа машины состоит в последовательном выполнении некоторых актов по переработке содержащейся в ней информации, т. е. из актов перехода из одного состояния в другое. Переходы синхронизируются серией импульсов с интервалом повторения $\sim$ 1,5 *мксек*.

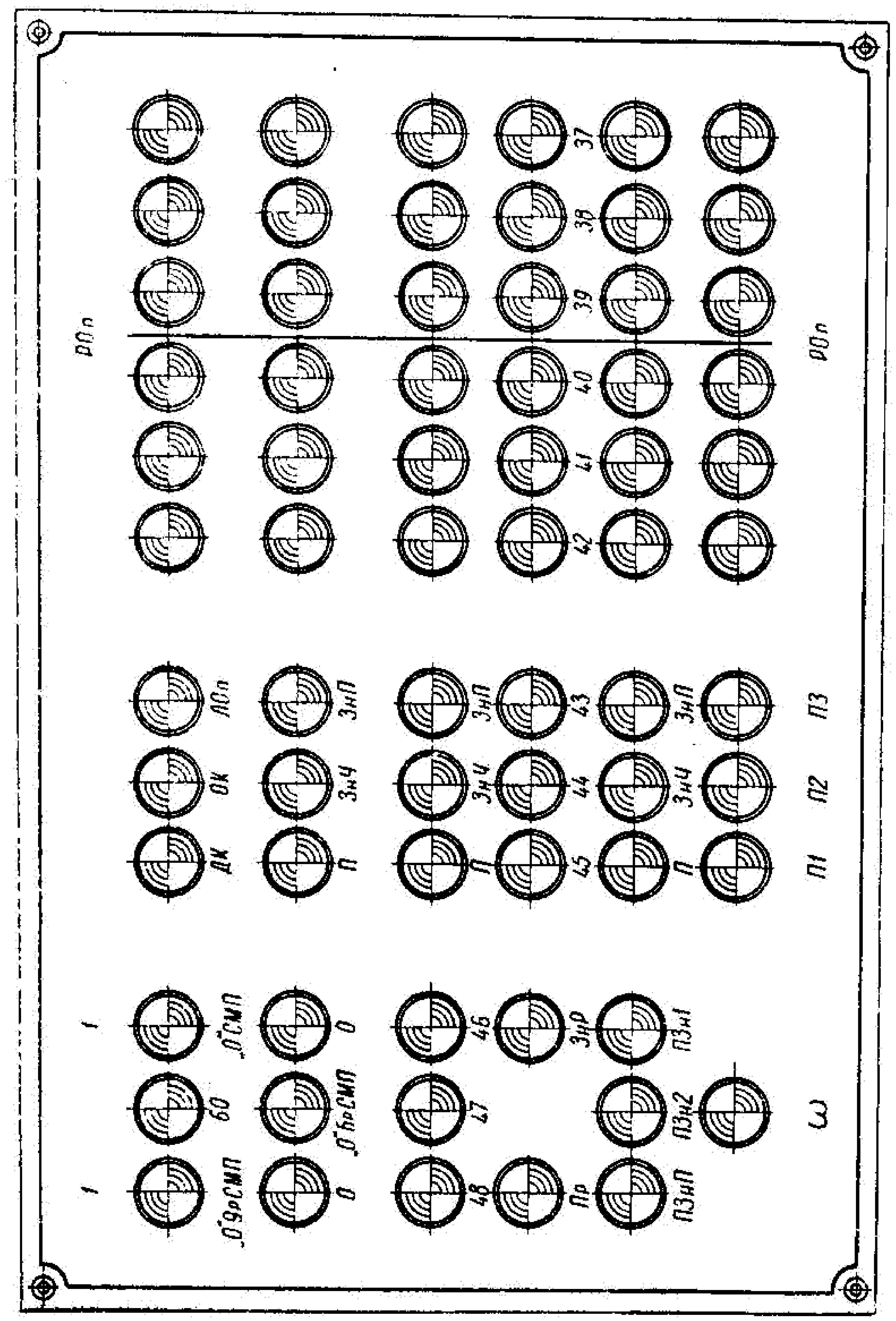

Рис. 6. Панель *а* пульта управления

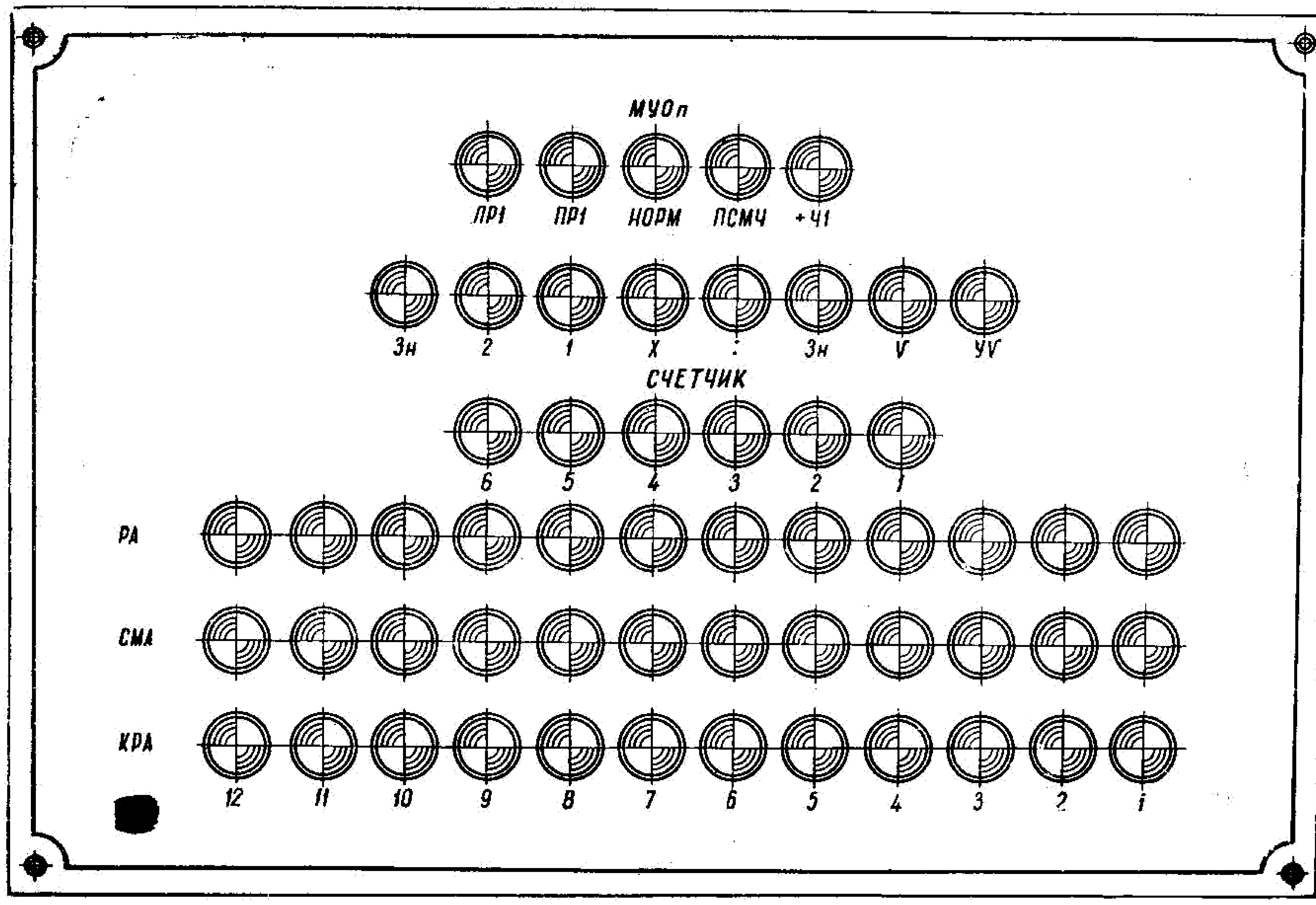

Рис. 8. Панель *в* пульта управления

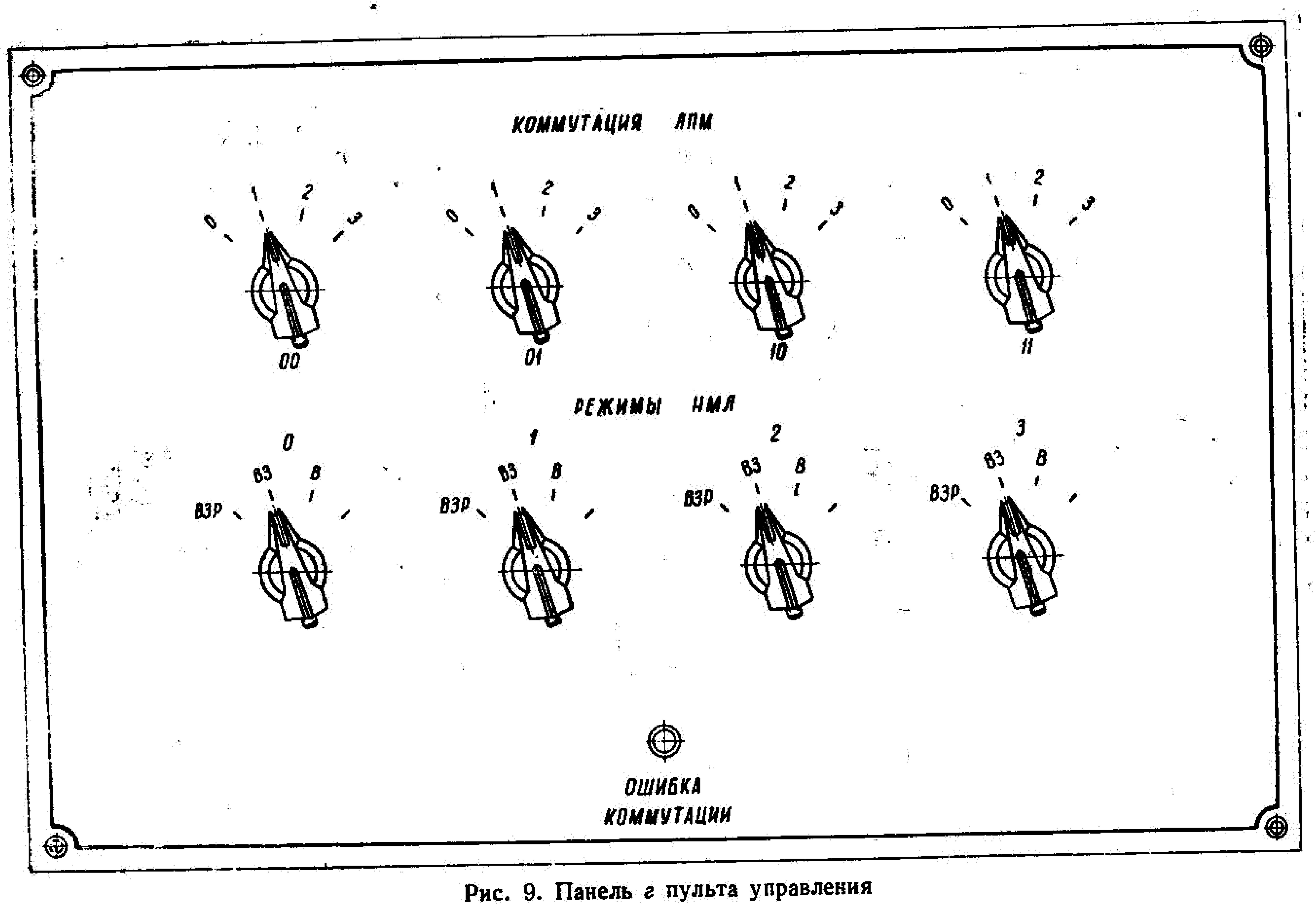

Рис. 9. Панель *г* пульта управления

Рис. 7. Панель б пульта управления

Рис. 10. Панель *д* пульта управления

Эти импульсы, в частности, синхронизируют переходы специального счетчика *ЦУС* из одного состояния в другое. *ЦУС* имеет 17 различных состояний. Его переход из некоторого состояния с номером *K* в другое (как правило со следующим номером) вызывает прохождение импульса *ЦУС* с тем же номером *K*.

С каждым импульсом *ЦУС* связаны элементарные акты переработки информации и можно считать, что именно прохождение импульса *ЦУС* вызывает переход машины из одного состояния в другое.

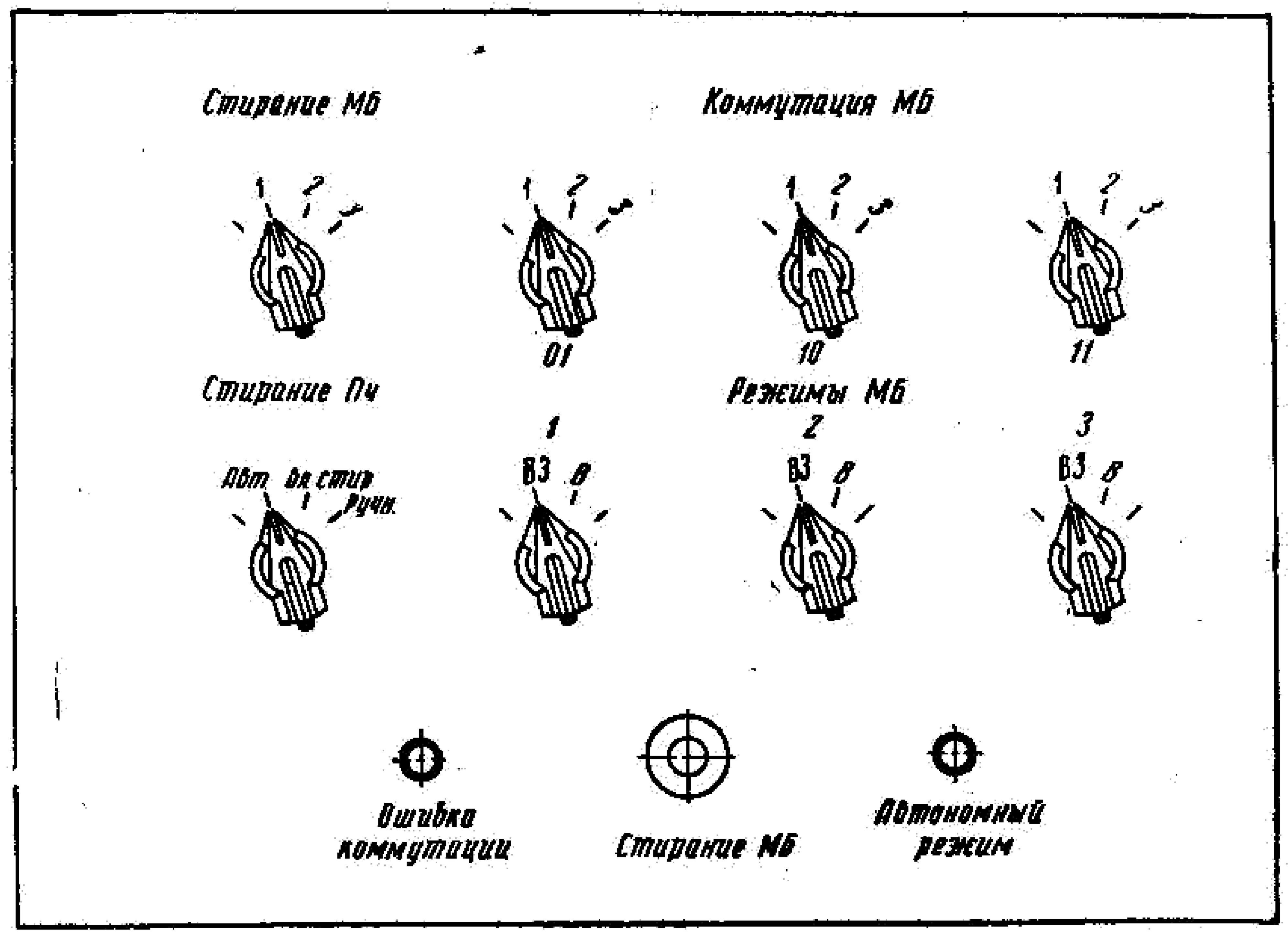

Рис. 11. Панель *е* пульта управления

Правда, бывают ситуации, при которых состояние машины меняется, несмотря на неизменность состояния *ЦУС*, т. е. без участия импульсов *ЦУС*.

В этих случаях работает устройство местного управления операциями *МУОП*, изменение состояний машины индуцируется импульсами *МУОП*. Об этом также говорилось в параграфах «Общая схема работы машины» и «Арифметическое устройство».

Выполнение одной команды (такт машины) — это последовательность элементарных актов, выполняемых за время, начиная с первого импульса ЦУС до ближайшего 17 включительно.

Останов. Условимся в дальнейшем словом «машина» называть только центральную ее часть, а такие устройства, как магнитные барабаны, магнитные ленты, печать, устройства ввода-вывода на перфокарты выделим и назовем их все вместе устройствами ввода-вывода. Будем говорить, что *машина стоит*, или что *произошел останов* машины, если синхронизирующие импульсы не вызывают никаких переходов машины из одного состояния в другое, т. е. отсутствуют как импульсы *ЦУС*, так и импульсы *МУОП*.

Если при этом *ЦУС* находится в состоянии *K*, то будем говорить, что *останов произошел на K-ом импульсе*.

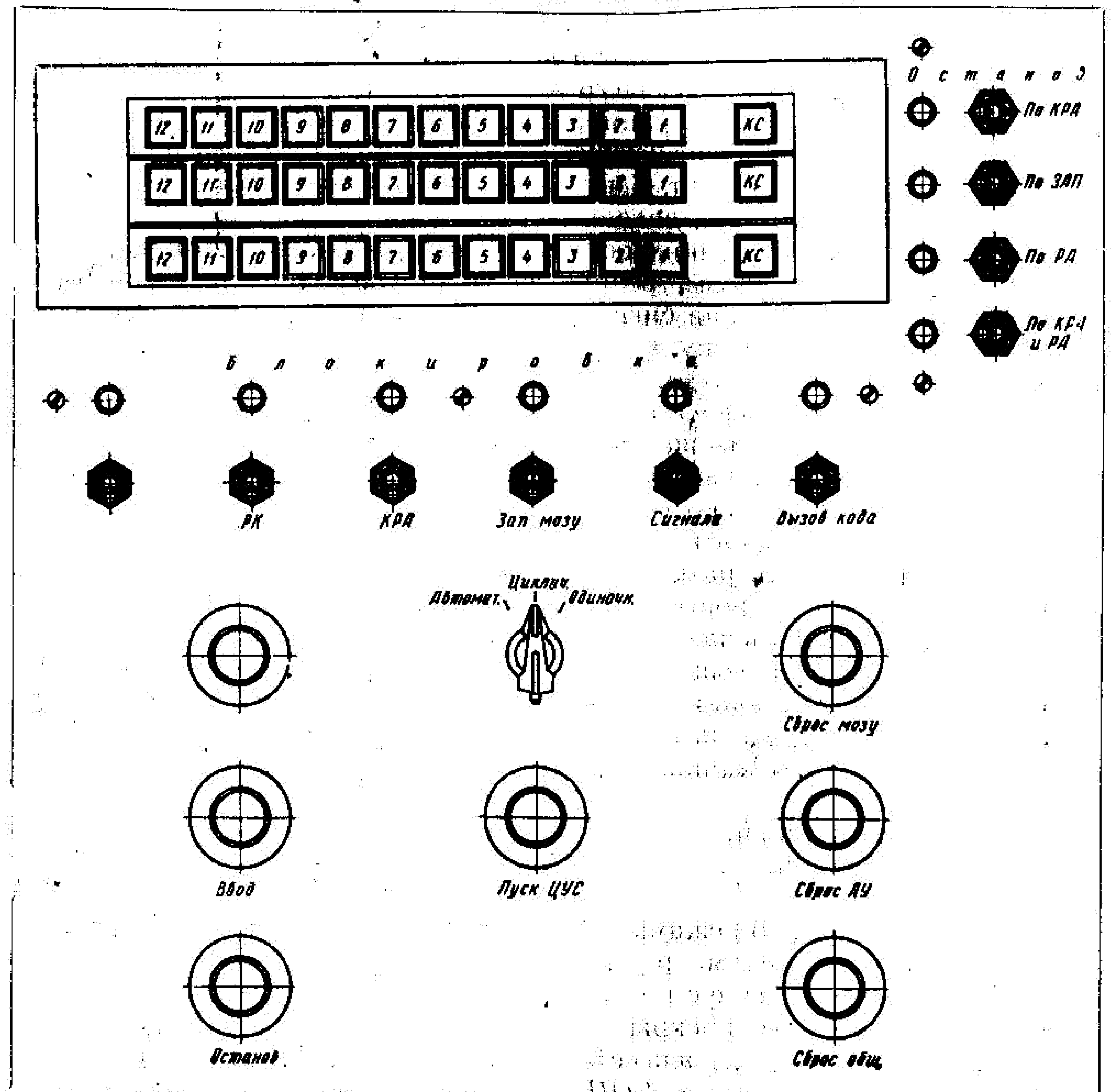

Рис. 13. Панель *з* пульта управления

Определенный таким образом **останов** представляет собой довольно широкое понятие. В него, в частности, входят кратковременные остановы, при которых машина как бы «ожидает» разрешающий сигнал от одного из устройств ввода-вывода.

Например, при вводе информации с перфокарт читающее устройство при прохождении очередной строчки перфокарт под считывающими щетками выдает в машину разрешающий сигнал, получив который машина:

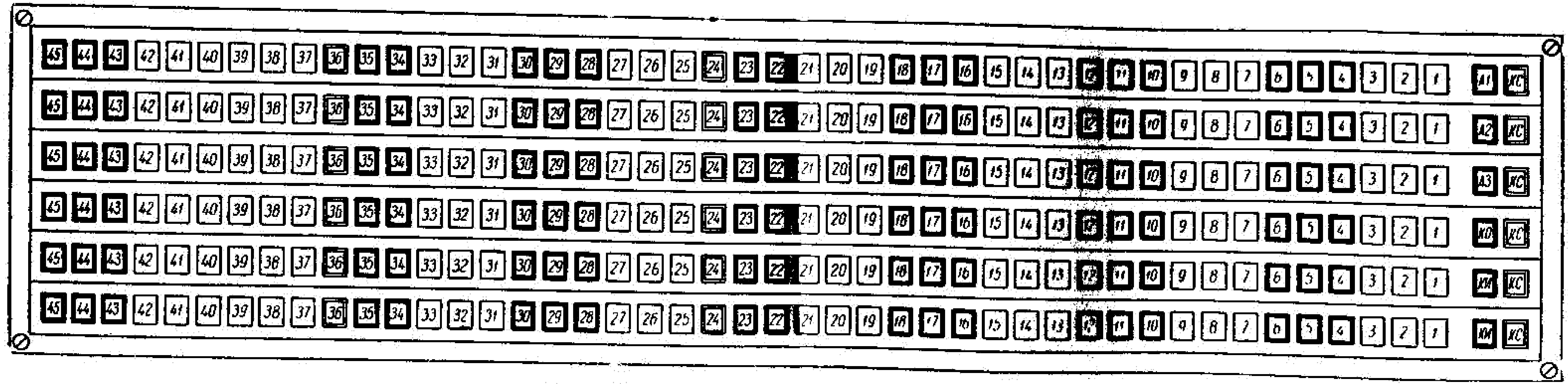

Рис. 12. Панель *ж* пульта управления

фиксирует код, прочитанный щетками, на регистре $P1$ арифметического устройства;

записывает его из $P1$ в память по адресу, находящемуся на CMA;

прибавляет $P1$ к содержимому сумматора арифметического устройства в целях накопления контрольной суммы;

выполняет еще ряд действий, таких, как проверка на окончание ввода, увеличение адреса записи на единицу, очистка регистра $P1$, нужная для приема следующего кода с перфокарт и т. п.

Выполнив все эти операции, машина останавливается «в ожидании» следующего разрешающего сигнала. Эти остановы кратковременны. Они возникают и прекращаются автоматически без вмешательства оператора и связаны с функционированием устройств ввода-вывода. Кроме таких остановов, под данное выше определение подпадают остановы, возникающие при выполнении команды останова, при появлении сигнала переполнения, при задании определенных режимов на пульте управления, в частности, при нажатии кнопки «о с т а н о в». Они так же, как и остановы, связанные с работой устройств ввода-вывода, являются состоянием «ожидания» для машины. Разница лишь в том, что останов не может автоматически прекратиться, так как разрешающий сигнал в этом случае может поступить только с пульта управления, причем для этого оператор должен нажать кнопку «п у с к».

Существенно, что разрешающие сигналы не «взаимозаменяемы». Например, если в процессе ввода информации с перфокарт будет остановлен двигатель на читающем устройстве и машина остановится в ожидании разрешающих сигналов от последнего, то пустить машину с помощью кнопки «п у с к» не удастся, пока не будет каким-либо способом сброшена команда ввода информации.

Режимы работы машины. Существует три режима работы машины:

1) автоматический,
2) циклический,
3) одиночный.

Переход с одного режима на другой осуществляется при помощи п е р е к л ю ч а т е л я р е ж и м о в.

В а в т о м а т и ч е с к о м р е ж и м е машина останавливается без автоматического прекращения останова в следующих случаях:

1. Выполняется команда останова (*КОП 17, 37, 57, 77*) или команда сравнения с остановом (*КОП 35*) при неравенстве сравниваемых кодов.

2. Произошло переполнение в *АУ*, т. е. задана невыполнимая арифметическая операция. Сюда относятся все случаи, когда результат превышает по абсолютной величине наибольшее представимое в машине число, а также деление на 0, деление двух чисел, когда частное мантисс равно 2 или более, и извлечение корня из отрицательного числа.

3. Задана невыполнимая операция ввода-вывода:

а) задано противоречивое условное число в команде $M(a)$;

б) задана команда $M(б)$ без предварительной команды $M(a)$ либо с командой $M(a)$, не относящейся ни к барабану, ни к ленте, ни к буферному регистру;

в) кончилась магнитная лента;

г) в процессе чтения с магнитной ленты под магнитными головками прошел код номера зоны, что случается, если пытаться прочитать из данной зоны больше кодов, чем в ней записано.

4. Не совпала контрольная сумма при вводе информации в *МОЗУ* с контролем.

5. Стала невозможной дальнейшая работа перфоратора, т. е. либо кончились перфокарты, либо переполнился выходной карман перфоратора. В этом случае на перфораторе останавливается двигатель и зажигается специальная сигнальная лампа. Операция перфорации оказывается прерванной. Поскольку эта операция совмещена во времени с процессом вычислений, то машина будет продолжать работать и остановится только тогда, когда потребуется произвести новую запись на *БР*. Машина остановится и будет ждать завершения прерванной операции вывода. Если заложить новые перфокарты или очистить выходной карман перфоратора, то возобновится нормальная работа машины.

6. Произошел условный останов машины.

Поясним, что понимается под условным остановом. На пульте управления имеется три клавиатуры по 12 двоичных разрядов (один адрес) каждая.

Обозначим коды, набираемые на них, через K, A, P соответственно.

С этими клавиатурами связаны четыре тумблера. Если включен первый из них (о с т а н о в п о н о м е р у к о м а н д ы), то машина останавливается перед выполнением команды из ячейки K. Фактически критерием останова в этом случае является факт совпадения содержимого *РВК* с кодом, набранным на клавиатуре, и поэтому этот останов называется также о с т а н о в о м п о *РВК* *.

При включении второго тумблера (о с т а н о в п о з а п и с и) машина останавливается каждый раз после выполнения команды, производившей запись в ячейку *МОЗУ* с адресом A.

Третий тумблер (останов по *РА*) останавливает машину, если *РА* окажется равным P. Четвертый тумблер (останов по *РА* и по *РВК*) остановит машину в момент выполнения команды из ячейки K, если *РА* при этом окажется равным P.

Для реализации этих остановов в стандартном такте машины на определенных импульсах *ЦУС* предусмотрены акты сравнения содержимого *СМА* с кодами на соответствующих клавиатурах. Поскольку через *СМА* проходит и адрес выборки команды (содержимое *РВК*), и адрес записи (A_3 выполняемой команды), и содержимое

* *РВК* — регистр выборки команды имеет еще и другое название: *КРА*, которое расшифровывается как командный регистр адреса. В надписях, выгравированных на пульте (см. рис. 8 и 13), нашло отражение именно это второе название.

РА *, то сравнения кодов на клавиатурах *А*, *К* и *Р* с *СМА* в различные моменты времени оказываются вполне достаточными для выяснения всех описанных ситуаций, при которых следует произвести останов. Сами же акты сравнения производятся абсолютно аналогично сравнению адреса записи данной команды (A'_3) с адресом выборки следующей команды, описанном выше в § 3. «Стандартный такт».

Мы разбили остановы на шесть групп. Некоторые из них называются аварийными и сопровождаются установкой в единицу специального триггера (Ав. ост.), индикация которого выведена на пульт. В приводимой ниже подробной сводке остановов аварийные остановы объединены в одном разделе.

В циклическом режиме, кроме описанных выше остановов, которые в зависимости от характера и причины происходят на том или ином импульсе *ЦУС*, машина останавливается каждый раз, когда *ЦУС* оказывается в первом состоянии, т. е. каждый раз на первом импульсе.

Это означает, что при каждом нажатии кнопки «пуск» *ЦУС* проделывает не более одного цикла своей работы, а машина выполняет не более одной команды. Как правило, будет выполнен именно полный цикл. Причиной, мешающей его завершению, может быть лишь останов, который произошел бы и в автоматическом режиме, причем не на первом импульсе *ЦУС*, а где-то в середине цикла.

В одиночном режиме останов происходит на каждом импульсе *ЦУС* или *МУОП*, т. е. нажатие кнопки «пуск» вызывает каждый раз прохождение одного импульса *ЦУС* или *МУОП*.

Это означает, что в одиночном режиме для выполнения каждой команды требуется несколько (не менее 16) нажатий кнопки «пуск» и каждое нажатие вызывает как бы минимальный шаг вперед.

Изменение содержимого регистра команд. Производство тех или иных действий с пульта немыслимо без возможности изменять содержимое *РК* вручную. Для такого изменения на пульте предусмотрены две 45-разрядные клавиатуры, связанные с *РК*, и 6 дополнительных клавиш (см. рис. 12).

Сразу же заметим, что изменение *РК* с помощью этих клавиатур и кнопок можно осуществить только в том случае, когда переключатель режимов находится в состоянии циклической или одиночной работы. В автоматическом режиме эти кнопки и клавиатуры не действуют.

Клавиши одной из 45-разрядных клавиатур могут фиксироваться в нажатом состоянии, другая же клавиатура не имеет механизма фиксации.

На фиксирующейся клавиатуре может быть набрана любая команда, и нажатие клавиши исполнения, связанной с этой клавиатурой, вызовет занесение команды на *РК* и установку *ЦУС* в первое состояние.

Нажатие клавиши на нефиксирующейся клавиатуре вызывает установку в единицу соответствующего разряда *РК*.

Клавиша исполнения, соответствующая этой клавиатуре, осуществляет гашение *РК* и установку *ЦУС* в первое состояние.

Остальные четыре дополнительных клавиши служат для гашения разрядов соответственно первого, второго, третьего адресов и *КОП РК*.

Вызов кода. Как указывалось выше, в *АУ* имеется регистр результата (*РР*). Индикация *РР* выведена на пульт.

В разделе «Операция над кодами» было сказано, что с помощью команды выборки из *РПУ* можно переслать содержимое *РР* в любую ячейку *МОЗУ*.

Что же касается записи в *РР*, то машина может находиться в одном из двух режимов, задаваемых положением тумблера на пульте. Если тумблер выключен, то результат каждой операции параллельно с отсылкой в *МОЗУ* заносится в *РР*. Если же тумблер включен, то запись нового кода в *РР* происходит только при выполнении команд 00, 20, 40, 60, 12, 32, 11, 31, 51, 71, 16, 36, 56, 76. В *РР* при этом записывается содержимое ячейки *МОЗУ* с адресом, заданным на той самой 12-разрядной клавиатуре, которая служит для задания состояния *РА* при соответствующих условных остановах.

Общим для всех перечисленных команд является то, что ни одной из них не нужно осуществлять выборку из *МОЗУ* по A'_2. Поэтому именно на этих командах выборка по A'_2 в *АУ* заменяется выборкой на *РР* по адресу, заданному на клавиатуре пульта управления.

Таким образом, при автоматической работе машины на пульт практически непрерывно вызывается содержимое ячейки с заданным адресом. Этот режим (и тумблер, задающий его) и называется «вызовом кода».

Кроме уже перечисленных органов управления, на пульте расположены следующие кнопки и тумблеры.

Кнопка «Сброс АУ», вызывающая:

а) останов машины,

б) установку *ЦУС* в первое состояние,

в) гашение регистров *АУ* (*Р1*, *СМ*, *Р2*, триггера ω и т. п.)

г) прекращение любой операции ввода-вывода.

Кнопка «Общий сброс», которая в дополнение к действиям, вызываемым «Сбросом АУ» гасит *РК*, *РВК*, *РА* и *СМА*.

Кнопка «Ввод», нажатие которой равносильно последовательному выполнению следующих действий:

а) «Общий сброс»,

б) установка команды 010 0001 0001 0000 на *РК*,

в) пуск.

Кнопка «Сброс МОЗУ», вызывающая запись нулевых кодов во все ячейки *МОЗУ*.

---

* В стандартном такте предусмотрена перепись содержимого *РА* на *СМА* специально для сравнения *РА* с кодом *Р*.

Тумблер «Б л о к и р о в к а Р В К», (Б л о к и р о в к а *КРА*, см. сноску на стр 65), запрещающий стандартное увеличение *РВК* на единицу в каждом такте на 9 импульсе *ЦУС*.

Тумблер «Б л о к и р о в к а Р К», запрещающий гашение *РК* перед приемом новой команды и блокирующий прием новой команды, стандартно производимый в каждом такте и, таким образом, обеспечивающий при необходимости многократное выполнение одной и той же команды.

П р и м е ч а н и е. Запрет относится только к стандартному приему команды и не касается сбросов *РК* или засылок на него, производимых с пульта управления.

Тумблер «Б л о к и р о в к а М О З У», запрещающий запись в *МОЗУ*.

Тумблер «Б л о к и р о в к а с и г н а л а», запрещающий подачу звукового сигнала (звонка), которым обычно сопровождается каждый останов машины.

Коммутация блоков и режимы работы *МЗУ*. С каждым магнитным барабаном связан переключатель на три положения:

1. Разрешены чтение (воспроизведение) и запись — *ВЗ*.
2. Разрешено только воспроизведение — *В*.
3. Ничего не разрешено (барабан «закрыт»).

В третьем положении переключателя разрывается канал, по которому подаются с барабана разрешающие сигналы и поэтому обращение к закрытому барабану приводит к останову. При попытке записать коды на барабан, на котором разрешено только воспроизведение, машина не останавливается, но записи не происходит.

С помощью трех других переключателей осуществляется коммутация номеров барабанов. Каждому из трех двоичных кодов (01, 10, 11), употребляемых в командах в качестве номеров барабанов, соответствует переключатель. Его положение указывает, какому конкретному барабану присвоен данный код номера, т. е. при помощи одних и тех же команд в программе можно обращаться к различным барабанам при различных положениях переключателей. При попытке присвоить разные коды номеров какому-либо одному барабану загорается специальный сигнал «о ш и б к а к о м м у т а ц и и» (см. рис. 11).

Аналогично описанному дело обстоит с лентопротяжными механизмами (*ЛПМ*) накопителя на магнитной ленте (*НМЛ*). Разница лишь в том, что переключатели режимов *НМЛ* имеют не три, а четыре положения (см. рис. 9):

1. Разрешены воспроизведение, запись и разметка — *ВЗР*.
2. Разрешены воспроизведение и запись — *ВЗ*.
3. Разрешено только воспроизведение — *В*.
4. Лента «закрыта».

Стирание *МБ*. Гашение любого магнитного барабана может быть произведено вручную. Для этого на пульте предусмотрены кнопка и переключатель с общим названием «Стирание МБ».

Положение переключателя определяет желаемый барабан, а нажатие кнопки гасит его.

Стирание *БР*. Переключатель, названный на пульте «Стирание Пч» относится к *БР* и имеет три положения:

1. «Авт.» — Автоматическое стирание *БР*, т. е. стирание каждый раз, когда завершается операция печати или перфорации.
2. «Бл. стир». — Стирание заблокировано.
3. «Ручн.» — Перевод переключателя в это положение вызывает очистку *БР* (ручное стирание).

Сводка остановов машины

Причина останова	Номер импульса	Такт
1. Аварийные остановы		
Получение результата с порядком, превышающим 63 на операциях сложения, вычитания, вычисления разности абсолютных величин, умножения, деления, изменения порядка и на операции вывода младших разрядов произведения.	2	Следующий
Деление на 0 и деление чисел, когда частное мантисс строго больше 2	12	Данный
Деление с округлением чисел, когда частное мантисс равно 2	2	Следующий
Извлечение корня из отрицательного числа	8	Данный
Запрещенное условное число в команде *М*(*а*)	10	»
Несовпадение контрольных сумм при вводе информации в *МОЗУ* с перфокарт или *МЗУ*	11	Команда *М*(*б*) или команда ввода с перфокарт
Чтение из заданной зоны на *МЛ* большего числа кодов, чем в нее было записано	4	Команда *М*(*б*)
2. Остановы по команде		
Выполнение команд останова (17, 37, 57, 77) и команды сравнения с остановом (35) при несовпадении сравниваемых кодов	13	Данный
3. Условные остановы		
Останов по номеру команды	1	Данный
Останов по записи в случае, когда запись производится при вводе в *МОЗУ* с перфокарт или *МЗУ* (запись в групповом режиме)	1	Следующий
Останов по записи во всяком прочем случае	5	»
Останов по *РА*, а также по номеру команды и *РА*	2	Данный
4. Прочие остановы		
Отсутствие разрешающих сигналов от устройств ввода-вывода	4	Команда *М*(*б*) или команда ввода с перфокарт
Отсутствие карт в перфораторе, переполнение выходного кармана перфоратора (дана команда печати или перфорации, в то время как предыдущая печать или перфорация не кончилась)	6	Команда *М*(*а*) записи на *БР*

Приведенная сводка остановов машины, происходящих в автоматическом режиме работы, с указанием номеров импульсов *ЦУС*, на которых они происходят, позволит по информации на пульте определить характер и причину останова в каждом конкретном случае.

§ 12. ВЫПОЛНЕНИЕ ОПЕРАЦИЙ СЛОЖЕНИЯ, ВЫЧИТАНИЯ И ОПЕРАЦИИ ВЫЧИСЛЕНИЯ РАЗНОСТИ АБСОЛЮТНЫХ ВЕЛИЧИН

Пусть $x = Sgn x \cdot 2^p x_1$ и $y = Sgn y \cdot 2^q y_1$, где $0 \leqslant x_1 < 1$ и $0 \leqslant y_1 < 1$. Введем обозначения

$$x_1' = x_1 \text{ и } y_1' = y_1 \cdot 2^{-(p-q)},\ r' = p, \text{ если } q \leqslant p;$$
$$x_1' = x_1 2^{-(q-p)} \text{ и } y_1' = y_1,\ r' = q, \text{ если } q > p;$$
$$\mu = Sgn\, x \cdot Sgn\, y.$$

Тогда

$$x + y = Sgn\, x \cdot Sgn\,(x_1' + \mu y_1')\, 2^{r'}\, |x_1' + \mu y_1'|.$$

Эта же формула справедлива для вычитания, если положить $\mu = -Sgn\, x \cdot Sgn\, y$, а также для операции $|x| - |y|$, если опустить $Sgn\, x$ в правой части и положить $\mu = -1$. Для того чтобы придать формуле один и тот же вид для всех рассматриваемых операций, введем, помимо коэффициента μ, коэффициент μ_1 и будем считать, что:

$\mu = Sgn\ x \cdot Sgn\ y$, $\mu_1 = Sgn\, x$ — для операции сложения;

$\mu = -Sgn\, x \cdot Sgn\, y$, $\mu_1 = Sgn\, x$ — для операции вычитания;

$\mu = -1$, $\mu_1 = +1$ — для операции вычисления разности абсолютных величин двух чисел.

При этих обозначениях имеем

$$x * y = \mu_1\, Sgn\,(x_1' + \mu y_1') \cdot 2^{r'}\, |x_1' + \mu y_1'|,$$

где под символом '*' понимается любая из трех рассматриваемых операций.

При реализации выписанной формулы на машине возникает затруднение, связанное с тем, что для получения точного значения выражения $x_1' + \mu y_1'$ требуется, вообще говоря, $38 + |p - q|$ разрядов в сумматоре, так как разрядность мантиссы равна 36. Так как значение $|p - q|$ может быть весьма большим, то выражение $x_1' + \mu y_1'$ вычисляется приближенно, для чего в цифровом представлении x_1' или y_1' отбрасываются младшие цифры. Для того чтобы решить, какие из цифр и в каком из чисел следует отбросить, требуется некоторый предварительный анализ. Дополнительный анализ требуется также и для того, чтобы по возможности полнее скомпенсировать ошибку, возникающую при отбрасывании. После получения приближенного представления суммы $x_1' + \mu y_1'$ необходим некоторый анализ для представления результата в требуемой форме.

Работа машины при выполнении каждой из трех рассматриваемых операций организована так, что анализ того, какая из операций задана, происходит наравне с анализом исходных данных и получаемых результатов. Поэтому описание хода выполнения операций удобно провести для всех трех операций одновременно. При задании одной из трех рассматриваемых операций код операции в команде задает и модификацию операции. Модификация определяется значениями двух логических переменных β_0 и $\beta_н$, каждая из которых может принимать одно из двух значений. Значения β_0 и $\beta_н$ совпадают со значениями цифр соответственно пятого и шестого разрядов кода операции в команде. Значение $\beta_0 = 1$ соответствует блокировке округления, а значение $\beta_н = 1$ — блокировке нормализации, точнее блокировке нормализации результата влево.

Операция естественным образом распадается на три этапа: 1) предварительный анализ; 2) выравнивание порядков и определение предварительного результата; 3) приведение кода результата к принятой в машине форме изображения.

Итак, пусть задана одна из трех операций, значения логических переменных β_0 и $\beta_н$ и коды двух участвующих в операции чисел x и y. Пусть

$Sgn\ x$ и $Sgn\ y$ — заданные знаки чисел x и y;

p и q — заданные коды порядков;

$$x_1 = \sum_{k=1}^{36} \varepsilon_k \cdot 2^{k-37} \text{ и } y_1 = \sum_{k=1}^{36} \eta_k 2^{k-37} \text{ — заданные мантиссы.}$$

Рассмотрим ход выполнения операции.

Предварительный анализ. На этом этапе вырабатываются значения некоторых логических переменных, зависящих от исходных данных.

а) Определяются значения σ и σ_1 условиями:

$\sigma = 1$, если $\mu = -1$; $\sigma_1 = 1$, если $\mu_1 = -1$;

$\sigma = 0$, если $\mu = +1$; $\sigma_1 = 0$; если $\mu_1 = +1$

(определение μ и μ_1 см. выше).

б) Определяются значения $\upsilon = \upsilon_1 \vee \upsilon_2$:

$\upsilon_1 = 1$, если x — нуль в нормальной форме;

$\upsilon_1 = 0$, если $\upsilon_1 \neq 1$;

$\upsilon_2 = 1$, если y — нуль в нормальной форме;

$\upsilon_2 = 0$, если $\upsilon_2 \neq 1$.

в) Определяются значение разности $\Delta = \breve{p} - \breve{q}$ и значение логических переменных $\delta = (\Delta = 0)$ и $\rho = (\Delta \leqslant 0)$.

Выравнивание порядков и установление предварительного результата. На этом этапе в зависимости от значений логических функций заданных в коде операции и полученных в итоге предыдущего анализа устанавливается код предварительного порядка $r' = \max(\breve{p}, \breve{q})$, образуются коды $\hat{x}_1'$ и $\hat{y}_1'$, являющиеся приближениями для точных значений x_1' и y_1', вычисляется выражение $\hat{x}_1' + \mu\hat{y}_1'$ и определяется знак результата.

Коды $\hat{x}'_1 = \sum_{k=0}^{36} \varepsilon'_k 2^{k-37}$ и $\hat{y}'_1 = \sum_{k=0}^{36} \eta'_k 2^{k-37}$ определяются по правилам:

$\varepsilon'_k = \varepsilon_{k-\Delta\cdot\rho}$, $\eta'_k = \eta_{k+\Delta\cdot\bar{\rho}}$ *), если полагать $\varepsilon_k = \eta_k = 0$ для $k > 36$ или $k < 0$ и определить $\varepsilon_0 = \eta_0 = \bar{\beta}_0 \cdot \bar{\sigma} \cdot \bar{\nu} \cdot \bar{\delta}$. Если $\Delta < 0$, то $\rho = 1$, $\bar{\rho} = 0$ и ход $\hat{x}'_1$ получается из кода x'_1 при помощи сдвига на $-\Delta$ разрядов в сторону младших разрядов и отбрасывания соответствующих цифр. Код $\hat{y}'_1$ получается из кода y'_1 путем установки значения цифры $\eta'_0 = \eta_0$ в младшем дополнительном разряде. Фактически производится лишь установка единицы, если $\eta_0 = 1$, т. е. если $\beta_0 = \sigma = \nu = \delta = 0$, так как нуль в дополнительном разряде устанавливается всегда перед началом любой из рассматриваемых операций.

Если $\Delta > 0$, то $\rho = 0$, $\bar{\rho} = 1$ соответственно сдвигается код y' и устанавливается значение цифры $\varepsilon'_0 = \varepsilon_0$ в младшем дополнительном разряде.

Если $\Delta = 0$, то $\varepsilon'_k = \varepsilon_k$, $\eta'_k = \eta_k$, $\delta = 1$ и, следовательно, $\varepsilon_0 = \eta_0 = 0$. В этом случае коды $\hat{x}'_1$ и $\hat{y}'_1$ отличаются от кодов x'_1 и y'_1 наличием младшего дополнительного разряда, значение цифры которого равно нулю. В силу сделанного выше замечания относительно предварительной установки нуля в дополнительном разряде получение кодов $\hat{x}'_1$ и $\hat{y}'_1$ из кодов x'_1 и y'_1 в рассматриваемом случае не требует никаких операций.

Далее вычисляется сумма $\hat{x}'_1 + \mu \hat{y}'_1$ и таким путем определяются цифры предварительной мантиссы

$$\hat{z}'_1 = |\hat{x}'_1 + \mu \hat{y}'_1| = \sum_{k=0}^{37} \zeta'_k 2^{k-37} \text{ и знак результата.}$$

Знак результата определяется условиями

$$Sgn\, \hat{z} = -Sgn(\hat{x}_1 + \mu \hat{y}'_1), \text{ если } \sigma_1 = 1;$$
$$Sgn\, \hat{z} = Sgn(\hat{x}'_1 + \mu \hat{y}'_1), \text{ если } \sigma_1 = 0.$$

Напомним, что необходимое здесь значение μ определяется по имеющемуся значению логической переменной σ. Это значение знака оказывается окончательным, если только в итоге приведения результат не окажется равным нулю.

Число $z' = Sgn\, \hat{z} \cdot 2^{\tilde{r}} \hat{z}'_1$ мы будем называть предварительным результатом. Предварительный результат не является машинным числом, так как предварительная мантисса может иметь $n+2$, т. е. 38 значащих цифр.

Приведение кода результата. На этом этапе результат приводится к форме, принятой для изображения чисел в машине, т. е. определяется порядок и мантисса результата, в частности, результат нормализуется, если $\beta_н = 0$.

В случае, если $\zeta'_{37} = 1$, вычисляется $\hat{z}'_1 + \bar{\beta}_0 2^{-37} = \sum_{k=0}^{37} \zeta''_k \cdot 2^{k-37}$, определяется код порядка результата $\tilde{r} = \tilde{r}' + 1$ и, если $\tilde{r} \leqslant 127$, в качестве мантиссы результата принимается $\hat{z}_1 = \sum_{k=1}^{36} \zeta_k \cdot 2^{k-37}$, где $\zeta_k = \zeta''_{k+1}$. Эту часть операции можно назвать нормализацией результата вправо при переполнении. Нормализация сопровождается коррекцией округления (прибавление $\bar{\beta}_0 2^{-37}$) и коррекцией порядка на $+1$. Рассматриваемый случай может возникнуть только в случае, если $\mu = +1$, т. е. если $\sigma = 0$, в частности, он не может встретиться при выполнении операции вычисления разности абсолютных величин. При $\tilde{r} > 127$ прекращается автоматическая работа машины и происходит «аварийный останов по переполнению», так как результат выходит из диапазона чисел, представимых в машине.

При $\zeta'_{37} = 0$, если $\zeta_{36} = 1$ или $\beta_н = 1$, в качестве мантиссы результата принимается $\hat{z}_1 = \sum_{k=1}^{37} \zeta_k \cdot 2^{k-37}$, где $\zeta_k = \zeta'_k$, т. е. мантисса результата получается из предварительной мантиссы простым отбрасыванием младшей цифры ξ'_0. Если при этом $\hat{z}_1 \neq 0$, то порядок результата оказывается равным предварительному порядку, т. е. $\tilde{r} = \tilde{r}'$. Если же $\hat{z}_1 = 0$, то результат выдается нулем в нормальной форме. Если $\zeta'_{37} = 0$, $\zeta'_{36} = 0$ и $\beta_н = 0$, то происходит нормализация результата.

Пусть в этом случае $0 = \zeta'_{37} = \zeta'_{36} = \ldots = \zeta'_{37-j}$, где $1 \leqslant j \leqslant 36$ и $\zeta'_{36-j} = 1$ и пусть $\tilde{r}' - j \geqslant 0$, тогда код порядка $\tilde{r}$ результата определяется по формуле

$$\tilde{r} = \tilde{r}' - j.$$

В качестве мантиссы результата принимается $\hat{z}_1 = \sum_{k=1}^{36} \zeta_k 2^{k-37}$, где $\zeta_k = \zeta'_{k-j}$, если $k \geqslant j$, и $\zeta_k = 0$, если $k < j$. Если при тех же условиях $\tilde{r}' - j < 0$, то в качестве результата выдается нуль в нормальной форме.

В случае, если $\hat{z}_1 = 0$, в качестве результата выдается нуль в нормальной форме.

Данное выше описание трех операций однозначно определяет результат и его форму по исходным данным, т. е. полностью описывает все двенадцать псевдоопераций.

Покажем теперь, что в случае, когда $\beta_0 = \beta_н = 0$ и исходные числа x и y нормализованы, результат оказывается всегда нормализован-

* Здесь, как и всюду далее, черта над символом логической переменной означает операцию отрицания.

ным и удовлетворяет сформулированному выше (см. § 5) требованию к точности основных псевдоопераций.

Нормализованность результата обеспечена, очевидно, условием $\beta_{к}=0$.

Рассмотрим вопрос о точности.

Пусть z — результат точной операции, z' — предварительный результат (см. § 6) и $\hat{z}$ — результат псевдооперации.

Отметим, прежде всего, что суммы $x_1'+\mu y_1'$ и $\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'$ могут обращаться в нуль только одновременно, а будучи отличными от нуля имеют одинаковые знаки *. Совпадение знаков очевидно, если $\mu=+1$. Если же $\mu=-1$, то из неравенства $x_1'\neq \hat{x}_1'$ следует, что $\hat{x}_1'\leqslant x_1'<\hat{y}_1'=y_1'$, а из неравенства $y_1'\neq\hat{y}_1'$ следует, что $\hat{y}_1'\leqslant y_1'<\hat{x}_1'=x_1'$. Из этих неравенств следует, в частности, что при $\mu=-1$ $|z|\leqslant|z'|$. Поэтому знаки точного результата z и предварительного результата z' совпадают. Тот же знак, очевидно, сохраняется и для $\hat{z}$, если $\hat{z}\neq 0$ **.

Рассмотрим разность $z-\hat{z}$. В силу приведенных выше замечаний относительно знаков имеем

$$(1)\qquad |z-\hat{z}|=|(z-z')+(z'-\hat{z})|=|(|z|-|z'|)+(|z'|-|\hat{z}|)|.$$

Разность $|z|-|z'|=\varepsilon_1$ можно назвать ошибкой выравнивания порядков, а разность $|z'|-|\hat{z}|$ — ошибкой нормализации результата. Оценим величину этих ошибок.

Рассмотрим ошибку выравнивания порядков. В силу доказанного совпадения знаков $Sgn\,(x_1'+\mu y_1')$ и $Sgn\,(\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1')$ имеем $\varepsilon_1=|z|-|z'|=2^{r'}\,Sgn\,(x_1'+\mu y_1')\,[(x_1'-\hat{x}_1')+\mu\,(y_1'-\hat{y}_1')]$. В случае $\mu=+1$ справедливо неравенство

$$(2)\qquad -2^{-37+r'}\leqslant\varepsilon_1\leqslant 0.$$

Действительно, с одной стороны, каждая из разностей $x_1'-\hat{x}_1'$ и $y_1'-\hat{y}_1'$ в этом случае не превосходит по абсолютной величине 2^{-37}, а с другой стороны, если одна из них положительна, то

* Заметим, что в случае ненормализованных x и y из равенства $\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'=0$ не следует равенство $x_1'+\mu y_1'=0$.

** Равенство $\hat{z}=0$ имеет место только тогда, когда $|z|\leqslant 2^{-64}(2^{-1}-2^{-37})$. В самом деле очевидно, что равенство $\hat{z}=0$ имеет место только тогда, когда $|z'|\leqslant 2^{-64}(2^{-1}-2^{-37})$. Следует рассмотреть лишь случай $\mu=-1$, так как при $\mu=+1$ как равенство $\hat{z}=0$, так и неравенство $|z'|\leqslant 2^{-64}(2^{-1}-2^{-37})$ имеют место только тогда, когда $z=0$. В случае $\mu=-1$ и нормализованных x и y имеет место неравенство $|z|\leqslant|z'|$. Поэтому из неравенства $|z'|\leqslant 2^{-64}(2^{-1}-2^{-37})$ следует неравенство $|z|\leqslant 2^{-64}(2^{-1}-2^{-37})$. Кроме того, разность $z-z'$ по абсолютной величине строго меньше единицы последней значащей цифры мантиссы z_1', следовательно, из неравенства $|z|<2^{-65}$ следует неравенство

$$|z'|\leqslant 2^{-64}(2^{-1}-2^{-37}).$$

вторая непременно отрицательна и равна 2^{-37} со знаком минус. Кроме того, при $\mu=+1$ имеем $Sgn\,(y_1'+\mu x_1')\neq -1$. В случае $\mu=-1$ справедливы соотношения:

$$(3)\qquad \begin{aligned} -2^{-37+r'}(1-2^{-|\Delta|+1})\leqslant\varepsilon_1\leqslant 0,&\qquad \text{если } |\Delta|>1;\\ \varepsilon_1=0,&\qquad \text{если } |\Delta|\leqslant 1.\end{aligned}$$

Соотношения вытекают, во-первых, из того обстоятельства, что при $\mu=-1$ лишь одна из разностей $x_1'-\hat{x}_1'$ и $y_1'-\hat{y}_1'$ может быть отлична от нуля и то лишь в случае $|\Delta|>1$, а во-вторых, из того, что знак $Sgn\,(x_1'+\mu y_1')$ и знак выражения $(x_1'-\hat{x}_1')+\mu\times(y_1'-\hat{y}_1')$ в том случае, когда последнее отлично от нуля, различны.

Действительно, при $\mu=-1$ ни одна из разностей $x_1'-\hat{x}_1'$ и $y_1'-\hat{y}_1'$ не может быть отрицательной. Поэтому рассматриваемое выражение положительно, если отлична от нуля разность $x_1'-\hat{x}_1'$ и это же выражение отрицательно, если $y_1'-\hat{y}'\neq 0$. В первом случае $Sgn\,(x_1'+\mu y_1')=-1$, а во втором $Sgn\,(x_1'+\mu y_1')=+1$. Последние два равенства вытекают из нормализованности исходных чисел x и y. В самом деле, если $x_1'-\hat{x}_1'>0$, то $y_1'=\hat{y}_1'$

$$|\Delta|>0,\ y_1'\geqslant\frac{1}{2}\ \text{и}\ x_1'<2^{-|\Delta|},\ \text{а если}\ y_1'-\hat{y}_1'>0,\ \text{то}$$

$$x_1'=\hat{x}_1',\ |\Delta|>0,\ x_1'\geqslant\frac{1}{2}\ \text{и}\ y_1'<2^{-|\Delta|}.$$

Так как всегда при $\mu=-1$ имеем $\hat{x}_1'\leqslant x_1'$ и $\hat{y}_1'\leqslant y_1'$, то

$$(4)\qquad 2^{-1}-2^{-|\Delta|}<|x_1'+\mu y_1'|\leqslant|\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'|.$$

Рассмотрим теперь ошибку $\varepsilon_2=|z'|-|z|$ нормализации результата.

В случае $\mu=+1$ величина ее либо удовлетворяет неравенствам

$$(5)\qquad 0\leqslant\varepsilon_2\leqslant 2^{-37+r'},$$

если $\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'<1$, так как при этом происходит простое отбрасывание младшей цифры предварительной мантиссы, либо удовлетворяет неравенствам

$$(6)\qquad -2^{-37+r'}\leqslant\varepsilon_2\leqslant 2^{-37+r'},$$

если $\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'\geqslant 1$ (заметим, что при $\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'=1$ имеем $\varepsilon_2=0$). Неравенства (6) следуют из соотношений

$$0\leqslant|z'|+2^{-37+r'}-|\hat{z}|\leqslant 3\cdot 2^{-37+r'},$$

которые, в свою очередь, вытекают из процесса нормализации предварительной мантиссы вправо, состоящего из прибавления единицы самого младшего разряда и последующего отбрасывания двух младших разрядов.

В случае $\mu=-1$ имеем либо

$$0 \leqslant \varepsilon_2 \leqslant 2^{-37+r'}, \tag{7}$$

если $|\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'|>\frac{1}{2}$, так как при этом происходит простое отбрасывание младшей цифры предварительной мантиссы, либо

$$\varepsilon_2=0, \tag{8}$$

если
$$|\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'| \leqslant \frac{1}{2} \text{ и } |z| \geqslant 2^{-65}$$

(см. подстрочное примечание на стр. 74). Действительно, при указанных условиях сохраняются все значащие цифры предварительной мантиссы.

Из соотношений (2), (5), (3), (7) и замечания к неравенствам (6) следует, что при любом μ в случае, если $\frac{1}{2}<|\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'| \leqslant 1$

$$-2^{-37+r'} \leqslant \varepsilon_1+\varepsilon_2 \leqslant 2^{-37+r'}, \tag{9}$$

так как в этом случае имеем $|x_1'+\mu y_1'|>\frac{1}{2}$, т. е. $|z|>2^{r'}\cdot\frac{1}{2}$, то

$$\left|\frac{z-\hat{z}}{z}\right|<2^{-36}. \tag{10}$$

В случае $|\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'|>1$ непременно $\mu=+1$ и из соотношений (2) и (6) следует, что

$$-2^{-36+r'} \leqslant \varepsilon_1+\varepsilon_2 \leqslant 2^{-36+r'} \tag{11}$$

и так как в этом случае имеем $x_1'+\mu y_1'>1$, т. е. $|z|>2^{r'}$, то

$$\left|\frac{z-\hat{z}}{z}\right|<2^{-36}. \tag{12}$$

Случай $|\hat{x}_1'+\mu\hat{y}_1'| \leqslant \frac{1}{2}$ может представиться либо, если по крайней мере одно из чисел x и y равно нулю, либо если $\mu=-1$. В первом случае никаких ошибок нет. Если же $\mu=-1$, то при условии $|z| \geqslant 2^{-65}$ из соотношений (3) и (8) следует, что

$$2^{-36+r'}(2^{-1}-2^{-|\Delta|}) \leqslant \varepsilon_1+\varepsilon_2 \leqslant 0, \text{ если } |\Delta|>1,$$
$$\varepsilon_1+\varepsilon_2=0, \text{ если } |\Delta| \leqslant 1,$$

и так как в случае $|\Delta|>1$ из неравенств (4) следует, что $z|>2^{r'}(2^{-1}-2^{-|\Delta|})$, то

$$\left|\frac{z-\hat{z}}{z}\right|<2^{-36}. \tag{14}$$

Рассмотренными случаями исчерпываются все возможные. Полученные неравенства (10), (12), (14) доказывают, что основные

псевдооперации сложения, вычитания и получения разности абсолютных величин удовлетворяют сформулированным выше требованиям (см. стр. 40) *.

§ 13. ВЫПОЛНЕНИЕ ОПЕРАЦИИ УМНОЖЕНИЯ

Пусть $x=Sgnx\cdot 2^p\cdot x_1$ и $y=Sgny\cdot 2^q\cdot y_1$ два машинных числа. Как всегда будем считать, что $0 \leqslant x_1<1$ и $0 \leqslant y_1<1$. Имеем

$$z=x\cdot y=Sgnz\cdot 2^r\cdot z_1, \tag{1}$$

где $Sgnz=Sgnx\cdot Sgny$, $r=p+q$ и $z_1=x_1y_1$.

Пусть $x_1=\sum_{k=1}^{36}\varepsilon_k\cdot 2^{k-37}$. Определим цифры δ_k представления этой мантиссы в четверичной системе счисления с цифрами 0, 1, 2, —1:

$$x_1=\sum_{k=1}^{19}\delta_k 4^{k-19}. \tag{2}$$

Обозначим через Δ_k величину, определяемую следующими рекуррентными соотношениями

$$\Delta_{k+1}=0, \text{ если } 2\varepsilon_{2k}+\varepsilon_{2k-1}+\Delta_k \leqslant 2;$$
$$\Delta_1=0, \tag{2'}$$
$$\Delta_{k+1}=1, \text{ если } 2\varepsilon_{2k}+\varepsilon_{2k-1}+\Delta_k \geqslant 3.$$

Будем считать, что $\varepsilon_k=0$ для $k>36$. Очевидно, что $\Delta_k=0$ для $k>19$. Покажем, что цифры δ_k в правой части формулы (2) определяются соотношением

$$\delta_k=2\varepsilon_{2k}+\varepsilon_{2k-1}+\Delta_k-4\Delta_{k+1}. \tag{3}$$

Действительно, с одной стороны

$$-1 \leqslant 2\varepsilon_{2k}+\varepsilon_{2k-1}+\Delta_k-4\Delta_{k+1} \leqslant 2,$$

а с другой стороны, умножая правые части соотношений (3) соответственно на 4^{k-19} и суммируя, получаем:

$$\sum_{k=1}^{19}(2\varepsilon_{2k}+\varepsilon_{2k-1}+\Delta_k-4\Delta_{k+1})4^{k-19}=\sum_{k=1}^{18}\varepsilon_{2k}\cdot 2^{2k-37}+$$
$$+\sum_{k=1}^{18}\varepsilon_{2k-1}\cdot 2^{2k-1-37}+4^{-19}\left(\sum_{k=1}^{19}\Delta_k\cdot 4^k-\sum_{k=1}^{19}\Delta_{k+1}4^{k+1}\right)=$$
$$=\sum_{k=1}^{36}\varepsilon_k\cdot 2^{k-37}=x_1,$$

* Аварийный останов по переполнению, очевидно, происходит только тогда, когда $|z| \geqslant 2^{63}(1-2^{-37})$, как и следует по условию.

так как $\Delta_1=\Delta_{20}=0$ и поэтому $\sum_{k=1}^{19}\Delta_k\cdot 4^k=\sum_{k=1}^{19}\Delta_{k+1}\cdot 4^{k+1}$. Соотношение (3) эквивалентно условиям.

$$\delta_k\equiv 2\varepsilon_{2k}+\varepsilon_{2k-1}+\Delta_k \pmod 4,\quad -1\leq\delta_k\leq 2.$$

Таким образом, для определения цифры δ_r достаточно знать пару двоичных цифр ε_{2r}, ε_{2r-1} и значение величины Δ_r. Равенство $\Delta_r=1$ имеет место только в двух случаях, когда либо $\delta_{r-1}=-1$, либо $\delta_{r-1}=0$ и $\Delta_{r-1}=1$. Поэтому $\Delta_r=1$ тогда и только тогда, когда для некоторого $s\leq r-1$ имеем $\delta_s=-1$ и $\delta_k=0$, если только $s<k<r$.

Используя представление мантиссы x_1 через δ_k, произведение $x_1\cdot y_1$ можно представить в виде

$$x_1y_1=y_1\sum_{k=1}^{19}\delta_k4^{k-19}=((\dots((\delta_1y_14^{-1}+\delta_2y_1)4^{-1}+\delta_3y_1)4^{-1}+\dots)\times$$
$$\times 4^{-1}+\delta_{18}y_1)4^{-1}+\delta_{19}y_1.$$

Значение последнего выражения можно получить, проведя вычисления по рекуррентной формуле

(3') $$\sigma_0=0\quad \sigma_r=\sigma_{r-1}\cdot 4^{-1}+\delta_ry_1,\quad r=1,\ \dots\ 19.$$

Очевидно, что $\sigma_{19}=x_1y_1$.

Вычисление по рекуррентной формуле (3') сводится к 19-кратному повторению умножения на 4^{-1} и прибавлению величин δ_ry_1. Так как $4^{-1}=2^{-2}$ и δ_ry_1 есть либо нуль, либо $\pm y_1$, либо $2y_1$, то эти вычисления легко проводить в двоичной системе счисления. Умножение на 4^{-1} сводится к сдвигу на два разряда в сторону младших разрядов, а прибавление величины δ_ry_1 не требует никаких операций в случае, если $\delta_r=0$; сводится к прибавлению или вычитанию y_1, если $\delta_r=\pm1$; к прибавлению со сдвигом соответствия разрядов на один разряд, если $\delta_r=2$ (см. передачу Ч2' на стр. 24)

Для того чтобы оценить величину промежуточных результатов σ_1, σ_2, $\dots$, σ_r заметим, что

(4) $$\sigma_r=y_1\sum_{k=1}^{r}\delta_k4^{k-r}.$$

Так как $-1\leq\delta_k\leq 2$, то

$$-\frac{4}{3}y_1<\sigma_r<\frac{8}{3}y_1.$$

Для проведения операций при таком диапазоне изменения промежуточных результатов, помимо знакового разряда, в сумматоре имеется два запасных старших разряда.

Конечно, так как $\sigma_{19}=x_1y_1$, то $0\leq\sigma_{19}<1$. Сумма $\sum=\sum_{k=1}^{r-1}\delta_k4^{k-r+1}$ меньше нуля только тогда, когда отрицательно

последнее из отличных от нуля слагаемых этой суммы, т. е. когда для некоторого номера $s<r$ имеем $\delta_s=-1$ и $\delta_k=0$, если $s<k<r$. Отсюда следует, что $Sgn\sum_{k=1}^{r-1}\delta_k4^{k-r+1}$ однозначно определяет значение Δ_r (см. выше стр. 78) если условимся, что $Sgn\sum=-1$ только в случае, когда $\sum<0$ и $Sgn\sum=+1$, если $\sum\geq 0$*. Поэтому в случае, если $y_1\neq 0$, пара цифр ε_{2r}, ε_{2r-1} двоичного представления мантиссы x_1 и $Sgn\sigma_{r-1}$ однозначно определяют очередную четверичную цифру δ_r. Таблица, определяющая значение δ_r, по значениям $Sgn\sigma_{r-1}$, ε_{2r}, ε_{2r-1} при $y_1\neq 0$ выглядит следующим образом:

$Sgn\sigma_{r-1}$	ε_{2r}	ε_{2r-1}	δ_r
+1	0	0	0
+1	0	1	1
+1	1	0	2
+1	1	1	−1
−1	0	0	1
−1	0	1	2
−1	1	0	−1
−1	1	1	0

При $y_1=0$ цифр δ_r определять не надо, так как $\sigma_0=\dots\sigma_{19}=0$ не зависимо от значений δ_r.

Псевдооперации машины М-20, соответствующие умножению, основаны на изложенном выше способе умножения. Однако в связи с тем, что произведение x_1y_1 может иметь до 72 значащих цифр, z в формуле (1) не является машинным числом. В качестве результата принимается какое-либо из приближений $\bar{z}^r$, или $\tilde{z}^r$ (см. стр. 25), где r и вид приближения зависят от модификации псевдооперации. В случае, если модификация предусматривает получение приближения $\tilde{z}^r$, вводится дополнительная процедура округления. Значение σ_0 принимается в этом случае равным $+1$ с тем расчетом, чтобы вместо произведения x_1y_1 получить величину $x_1y_1+2^{-38}$ и, если $x_1y_1+2^{-38}<\frac{1}{2}$ в качестве цифр мантиссы результата взять цифры из разрядов с 35-го по дополнительный включительно. Наличие такого предварительного округления увеличивает промежуточную сумму δ_r на 4^{-r}, что может в некоторых случаях исказить знак $Sgn\delta_r$, значение которого необходимо для правильного определения следующей четверичной цифры δ_{r+1}.

Это обстоятельство, а также необходимость ослабить влияние значения промежуточных результатов умножения на ход выполнения операции делают целесообразным отдельное фиксирование

* Иными словами, если присоединить нуль к положительным числам.

знака суммы $\sum = \sum_{k=1}^{r-1} \delta_k 4^{k-r-1}$. Такое фиксирование осуществляется путем вычисления значений Δ_r логической переменной Δ, принимающей значения нуль и единица согласно рекуррентным соотношениям (2). Из изложенного выше следует, что для получения правильного значения Δ_r достаточно установить его равным нулю перед началом умножения, а затем фиксировать значение $\Delta_r=1$, если $\delta_{r-1}=-1$ и $\Delta_r=0$, если $\delta_{r-1} \geqslant +1$, оставляя значение Δ_r равным значению Δ_{r-1}, если $\delta_{r-1}=0$.

Итак, пусть заданы значения β_0 и $\beta_к$, а также исходные числа $x=Sgnx \cdot 2^p x_1$ и $y=Sgny 2^q \cdot y_1$. Псевдооперация умножения протекает в этом случае следующим образом.

I. Получение предварительного произведения

а) Вычисляется предварительный порядок $r'=p+q$ (точнее, код предварительного порядка $\tilde{r}=\tilde{p}+\tilde{q}-64$) и предварительный знак $Sgnz'=Sgnx \cdot Sgny$.

б) Устанавливается значение $\sigma_0=\overline{\beta}_0$, т. е. $\sigma_0=0$ при блокировке округления и $\sigma_0=1$, если такой блокировки нет.

в) Производится счет по реккурентной формуле

$$\sigma_r=\sigma_{r-1} \cdot 2^{-2}+\delta_r \cdot y_1, \quad r=1, \ldots, 19,$$

где δ_r определяется по таблице на стр. 79 с заменой

$$Sgn\sigma_{r-1} \text{ на } \Delta_{r-1},$$

тем самым определяется предварительная мантисса $z_1'=\delta_{19}$, имеющая двойное число разрядов.

В результате выполнения пунктов а, б и в получаем предварительное произведение $z'=Sgnz' \cdot 2^{r'} \cdot z_1'$.

Предварительное произведение z' не является машинным числом, поэтому далее следуют операции для приведения результата.

Счет по рекуррентной формуле проводится в дополнительном коде. Это дает возможность производить суммирование пары кодов, из которых один может иметь двойное число разрядов на регистре, у которого только старшие 40 разрядов являются суммирующими. Такой сумматор-регистр получается путем объединения сумматора *СМЧ* и регистра *Ч1*.

II. Приведение результата

Пусть $z_1'=z_1^{(1)}+z_1^{(2)}$, где $z_1^{(1)}=\sum_{k=0}^{36} \zeta_k' \cdot 2^{k-37}$ и $z_1^{(2)}=\sum_{k=-35}^{k=-1} \zeta_k' \cdot 2^{k-37}$.

а) Если $\zeta_{36}'=0$ и $\beta_и=0$, то код порядка $\tilde{r}'$ уменьшается на единицу $\tilde{r}=\tilde{r}'-1$ и сдвигом на один разряд в сторону старших

разрядов получаем величину $2z_1^{(1)}$, старшие 36 цифр которой принимаются за мантиссу $z_1=\sum_{k=1}^{36} \zeta_k 2^{k-37}$, где $\zeta_k=\zeta_{k-1}'$. Если $z_1 \neq 0$ и $0 \leqslant \tilde{r} \leqslant 127$, то $\tilde{r}$ выдается в качестве кода порядка, а z_1 — в качестве мантиссы результата. Знак результата совпадает в этом случае с предварительным знаком

$$Sgn\, z'=Sgn\, x \cdot Sgn\, y.$$

Если $z_1=0$ или $\tilde{r}<0$, то в качестве результата выдается нуль в нормальной форме. Если $z_1 \neq 0$ и $\tilde{r}>127$, то происходит останов по переполнению.

б) Если $\zeta_{36}'=1$ или $\beta_к=1$, то производится «коррекция округления» путем получения величины *

$$z_1''=\sum_{k=0}^{36} \zeta_k' \cdot 2^{k-37}+\overline{\beta}_0 \zeta_{-1}' \cdot 2^{-37}=\sum_{k=0}^{36} \zeta_k'' 2^{k-37}$$

и старшие 36 разрядов этой суммы принимаются за мантиссу

$$z_1=\sum_{k=1}^{36} \zeta_k \cdot 2^{k-37}, \text{ где } \zeta_k=\zeta_k''.$$

Заметим, что в этом случае z_1 не меньше 1/2, но, кроме того, существенно, что $z_1<1$ и, следовательно, $z_1<1$.
Действительно $z'' \leqslant z'+2^{-37}$, но

$$z_1' \leqslant x_1 \cdot y_1+2^{-38} \leqslant (1-2^{-36})^2+2^{-38}=1-2^{-35}+2^{-38}+2^{-72}$$

и поэтому $z_1'' \leqslant 1-2^{-35}+2^{-37}+2^{-38}+2^{-72}<1-2^{-36}$.

Если $0 \leqslant \tilde{r}' \leqslant 127$, то $\tilde{r}'$ выдается в качестве кода порядка $\tilde{r}$ результата, а z_1 — в качестве мантиссы результата.

Знак результата совпадает в этом случае с предварительным знаком $Sgnz'=Sgnx \cdot Sgny$.

Если $\tilde{r}=\tilde{r}'<0$, то в качестве результата выдается нуль в нормальной форме. Если $\tilde{r}=\tilde{r}'>127$, то происходит останов по переполнению.

---

* Предварительное округление свелось к прибавлению величины 2^{-38} к произведению $x_1 y_1$. В случае, когда $x_1 y_1 \geqslant \frac{1}{2}$ к $x_1 y_1$ следует прибавить не величину 2^{-38}, а величину 2^{-37}. Поэтому коррекция округления должна состоять в дополнительном прибавлении величины 2^{-38} к имеющейся величине $x_1 y_1+2^{-38}$, но так как 38 разряд оказывается в этот момент вне сумматора, прибавление производится в 37 разряд, единица в 37 разряд прибавляется только в том случае, когда при прибавлении в 38 разряд возникла бы единица переноса. Если $\beta_0=1$, т. е. выполняется модификация псевдоумножения с блокировкой округления, никакого прибавления фактически не происходит, так как в этом случае $\overline{\beta}_0 \zeta_{-1}'=0$ независимо от значения ζ_{-1}'.

Заметим, что равный нулю результат псевдооперации всегда выдается в нормальной форме. Отличный от нуля результат псевдооперации оказывается всегда нормализованным, если только $\beta_\kappa=0$ и предварительная мантисса не меньше чем 2^{-2}, что, конечно, выполняется, если оба сомножителя — отличные от нуля нормализованные числа.

В случае, если кроме $\beta_\kappa=0$ и $\beta_0=0$, то результат псевдооперации всегда оказывается приближением $\tilde{z}$ и поэтому удовлетворяет условиям точности.

§ 14. ВЫПОЛНЕНИЕ ОПЕРАЦИИ ДЕЛЕНИЯ

Для описания алгоритма деления, осуществленного в машине М-20, воспользуемся двоичной системой счисления с цифрами $+1$ и -1. Установим весьма простое правило перехода от обычной двоичной системы с цифрами 0 и 1 к двоичной системе с цифрами $+1$ и -1. Пусть ξ — неотрицательное действительное число и пусть

$$\xi=\sum_{k=q-1}^{-\infty}\xi_k 2^k, \tag{1}$$

где ξ_k — обычные двоичные цифры.

Тогда

$$\xi-2^{q-1}=\sum_{k=q-1}^{-\infty}\xi_k 2^k-\sum_{k=q-2}^{-\infty}2^k=\sum_{k=q-2}^{-\infty}(2\xi_{k+1}-1)\,2^k.$$

Введем следующие обозначения $\alpha_{q-1}=1$ и $\alpha_k=2\xi_{k+1}-1$, если $k<q-1$. Заметим, что α_k есть цифра двоичной системы с цифрами $+1$ и -1: $\alpha_k=+1$, если $\xi_{k+1}=1$, и $\alpha_k=-1$, если $\xi_{k+1}=0$.

Кроме того,

$$\xi=\sum_{k=q-1}^{-\infty}\alpha_k 2^k, \tag{2}$$

т. е. α_k — цифры разложения числа ξ в новой системе счисления. Нетрудно по разложению (2) восстановить разложение (1). Для этого достаточно каждую минус единицу в разложении (2) заменить нулем, оставив плюс единицы без изменений, кроме первой, которую следует отбросить. Это простое правило вытекает из соотношений $\xi_k=\frac{\alpha_{k-1}+1}{2}$. Мы сформулировали правило перехода от одной системы счисления к другой только для разложений неотрицательных чисел.* Хотя будут рассматриваться представления

* Легко видеть, что разложение отрицательного числа в рассматриваемой системе получается из разложения его абсолютного значения путем изменения знака у всех цифр. Подробнее о системе с цифрами $+1$ и -1, см. Л. А. Люстерник и др. Решение математических задач на автоматических цифровых машинах, изд. АН СССР, 1952.

в двоичной системе с цифрами плюс или минус единица как положительных, так и отрицательных чисел, переход от такого представления к обычному двоичному понадобиться лишь для неотрицательных чисел.

Заметим прежде всего, что знак числа в системе с цифрами ± 1 определяется знаком старшей цифры. Отсюда вытекает интересная особенность этой системы в отношении операции деления. Как известно, знак частного зависит лишь от знаков делимого и делителя и поэтому старшую цифру частного в рассматриваемой системе можно определить без каких-либо пробных вычитаний непосредственно по знакам делимого и делителя. Благодаря такому определению старшей цифры можно при условии, что известно ее положение относительно запятой, определить истинный остаток, определить следующую цифру частного и т. д. Необходимость в восстановлении остатка, возникающая в алгоритме деления в обычной двоичной системе счисления, естественно, отпадает.

Итак, пусть

$$x=Sgn x\cdot 2^p\cdot x_1 \quad \text{и} \quad y=Sgn y\cdot 2^q y_1$$

— два машинных числа, заданные своими знаками $Sgn\,x$ и $Sgn\,y$ кодами порядков $\tilde{p}$ и $\tilde{q}$ и, наконец, мантиссами x_1 и y_1. Предположим, что $x_1<2y_1$. Из последнего условия следует, в частности, что $y\neq 0$. Для частного $x:y$ имеет место соотношение

$$x:y=(Sgn\,x\cdot Sgn\,y)\cdot 2^{p-q}(x_1:y_1).$$

Определим отношение $x_1:y_1=z_1$. Заметим прежде всего, что из условия $x_1<2y_1$ следует неравенство

$$0\leqslant z_1<2.$$

Поэтому имеет место равенство

$$x_1:y_1=z_1=\sum_{k=0}^{\infty}\alpha_k\cdot 2^{-k}, \tag{3}$$

где $\alpha_k=\pm 1$ цифры разложения z_1 в соответствующей двоичной системе. Условимся, что в разложении (3) $\lim\limits_{k\to\infty}\alpha_k=-1$, т. е. исключим из рассмотрения разложения, в которых все цифры, начиная с некоторой, равны единице. При этом условии из неравенства $0\leqslant z_1$ следует, что $\alpha_0=+1$. Аналогично цифра α_1 определяется знаком разности $z_1-\alpha_0=z_1-1$, так как $z_1-\alpha_0=\sum\limits_{k=1}^{\infty}\alpha_k 2^{-k}$. Точнее $\alpha_1=+1$, если $z_1-\alpha_0\geqslant 0$, и $\alpha_1=-1$, если $z_1-\alpha_0<0$. Но каждое из этих неравенств эквивалентно соответственно неравенствам $x_1-\alpha_0 y_1\geqslant 0$ и $x_1-\alpha_0 y_1<0$. Введем обозначение $q_1=x_1-y_1$. Очевидно, что

$$(2q_1):y_1=\sum_{k=0}^{\infty}\alpha_{k+1}2^{-k}.$$

Отсюда следует, что цифра α_2 определяется значениями величин $2q_1$, y_1 и α_1 так же, как цифра α_1 определялась значениями величин x_1, y_1 и α_0. Иными словами $\alpha_2=+1$, если $q_2=2q_1-\alpha_1 y_1 \geqslant 0$ и $\alpha_2=-1$, если $q_2=2q_1-\alpha_1 y_1<0$. Остальные цифры одна за другой определяются по тому же правилу. Весь процесс деления можно описать следующими рекуррентными формулами:

$$q_1=x_1-y_1, \quad q_{k+1}=2q_k-\alpha_k y_1, \tag{3}$$

где $\alpha_k=+1$, если $q_k \geqslant 0$, и $\alpha_k=-1$, если $q_k<0$, при этом $\xi_{k-1}=\frac{1}{2}(\alpha_k+1)$ $k=1, 2, \ldots$, где ξ_k — обычные двоичные цифры разложения $z_1=\sum\limits_{k=0}^{\infty}\xi_k 2^{-k}$ ($\xi_{k-1}=1$, если $\alpha_k=+1$ и $\xi_{k-1}=0$, если $\alpha_k=-1$). После получения первого остатка q_1 деление сводится к многократному повторению цикла, состоящего в фиксации того или иного значения очередной цифры частного в зависимости от знака остатка, удвоения этого остатка при помощи сдвига на один разряд в сторону старших разрядов и получения нового остатка путем прибавления или вычитания делителя в зависимости от фиксированной цифры.

Отметим некоторые неравенства, выполнение которых имеет существенное значение для осуществления псевдооперации деления без блокировки округления. В случае, если $x_1<y_1$, частное z_1 удовлетворяет неравенству

$$z_1<1-2^{-36}. \tag{4}$$

Действительно, при условии $x_1<y_1$ частное $x_1:y_1$ для любого фиксированного значения y_1 принимает наибольшее значение при $x_1=y_1-2^{-36}$, поэтому, так как $y_1<1$, имеем

$$x_1:y_1 \leqslant (y_1-2^{-36}):y_1=1-\frac{1}{y_1}2^{-36}<1-2^{-36},$$

что и требовалось доказать.

В случае, если $x_1 \geqslant y_1$, частное z_1 удовлетворяет неравенствам

$$1 \leqslant z_1<2-2^{-36}. \tag{5}$$

Неравенство $1 \leqslant z_1$ очевидно. Неравенство $z_1<2-2^{-36}$ вытекает из соотношения

$$z_1=x_1:y_1=1-(x_1-y_1):y_1$$

и неравенства (4), которое применимо к частному $(x_1-y_1):y_1$, так как $y_1 \leqslant x_1<2y_1$ и, следовательно, $0 \leqslant x_1-y_1<y_1$.

В машине М-20 осуществлено две модификации псевдооперации деления, соответствующие двум значениям логической переменной β_0. Значению $\beta_0=0$ соответствует псевдооперация «с округлением», значению $\beta_0=1$ — псевдооперация «с блокировкой округления».

Выполнение операции независимо от значения β_0 состоит из двух этапов. На первом этапе устанавливается предварительный знак результата $Sgn z'$, равный $Sgn x \cdot Sgn y$, код предварительного порядка $\tilde{r}'=\tilde{p}-\tilde{q}+64$ и 37-разрядная предварительная мантисса z_1'.

$$z_1'=\sum_{k=1}^{37}\zeta_k' 2^{k-37}$$

цифры ζ_k' получаются одна за другой, начиная с ζ_{37}', описанным выше алгоритмом.

На втором этапе происходит приведение результата следующим образом.

В случае $\zeta_{37}'=1$ предварительная мантисса делится на 2 при помощи сдвига на один разряд в сторону младших разрядов и происходит коррекция порядка путем прибавления единицы к $\tilde{r}'$. Далее происходит округление и отбрасывание 37-й цифры мантиссы.

Точнее говоря, определяется z_1'' и $\tilde{r}$:

$$z_1''=z_1'+\bar{\beta}_0\cdot 2^{-37} \text{ и } \tilde{r}=\tilde{r}', \text{ если } \zeta_{37}'=0, \text{ и}$$
$$z_1''=\frac{1}{2}z_1'+\bar{\beta}_0\cdot 2^{-37} \text{ и } \tilde{r}=\tilde{r}'+1, \text{ если } \zeta_{37}'=1.$$

В силу неравенства (4) и (5) имеют место неравенства $0 \leqslant z_1''<1$ и поэтому $z_1''=\sum\limits_{k=0}^{36}\zeta_k'' 2^{k-37}$. Поэтому, если $z_1'' \geqslant 2^{-36}$ и $0 \leqslant \tilde{r} \leqslant 127$, то в качестве знака $Sgn z$ результата выдается предварительный знак $Sgn z'$, в качестве кода порядка результата выдается $\tilde{r}$ и в качестве мантиссы — старшие 36 цифр ζ_k'', иными словами $\tilde{z}_1=\sum\limits_{k=1}^{36}\zeta_k 2^{k-37}$, где $\zeta_k=\zeta_k''$.

Если $\tilde{r}<0$ или $z_1''<2^{-36}$, т. е. либо $z_1''=2^{-37}$, либо $z_1''=0$, то в качестве результата выдается нуль в нормальной форме.

Если $\tilde{r} \geqslant 128$ и $z_1'' \geqslant 2^{-36}$, выдается сигнал переполнения. Сигнал переполнения (запрет операции) выдается также в случае, если y есть нуль в нормальной форме, или если $x_1 \geqslant 2y_1$.

Рассмотрим случай нормализованных чисел x и y при $y \neq 0$. Условие $x_1<2y_1$ выполнено, так как $x_1<1$ и $2y \geqslant 1$. В случае $x=0$ равный нулю результат выдается в нормальной форме. Если же делимое x отлично от нуля, то $x_1 \geqslant \frac{1}{2}$ и поэтому $\tilde{z}_1 \geqslant \frac{1}{2}$. Следовательно, результат оказывается нормализованным. При $\beta_0=0$ результат псевдооперации есть $\tilde{z}$, где z — точный результат, если только $2^{-65} \leqslant |z|<2^{63}$, результат равен нулю, если $|z|<2^{-65}$, и происходит аварийный останов по переполнению, если $|z| \geqslant 2^{63}$.

Приближение $\tilde{z}$ удовлетворяет требованию точности, поэтому для того чтобы доказать, что для псевдооперации деления с округлением ($\beta_0=0$) выполнены утверждения, сформулированные на стр. 30, достаточно показать, что неравенство $|z|<2^{-65}$ эквивалентно неравенству $|z|<2^{-64}\left(\frac{1}{2}-2^{-37}\right)$ и, что неравенство $|z|<2^{63}$ эквивалентно неравенству $|z|<2^{63}(1-2^{-37})$. Обе эквивалентности для точных результатов деления двух машинных чисел легко следуют из неравенства (4) и (5).

§ 15. ВЫПОЛНЕНИЕ ОПЕРАЦИИ ИЗВЛЕЧЕНИЯ КВАДРАТНОГО КОРНЯ

Пусть $0\leqslant\xi<1$ и $\sqrt{\xi}=\eta=\sum\limits_{k=0}^{\infty}\eta_k 2^{-k}$, где η_k — двоичные цифры, равные нулю или единице, и, как всегда $\lim\limits_{\overline{k\to\infty}}\eta_k=0$. Определим последовательно цифры $\eta_0, \eta_1, \ldots$ следующим образом. Прежде всего, так как $\eta<1$, то $\eta_0=0$. Предположим, что во-первых, уже определены цифры, начиная с η_0 до η_s (включительно), т. е. определено приближение

$$\overline{\eta}^{(s)}=\sum_{k=0}^{s}\eta_k 2^{-k}$$

и, во-вторых, известна величина «остатка»

$$q_s=2^{s+1}((\overline{\eta}^{(s)})^2-\xi)$$

(заметим, что $q_0=-2\xi$). Тогда $\eta_{s+1}=1$, т. е. $\overline{\eta}^{(s+1)}=\overline{\eta}^{(s)}+2^{-s-1}$, если

$$(1)\qquad (\overline{\eta}^{(s)}+2^{-s-1})^2-\xi\leqslant 0$$

и $\eta_{s+1}=0$, т. е. $\overline{\eta}^{(s+1)}=\overline{\eta}^{(s)}$, если

$$(2)\qquad (\overline{\eta}^{(s)}+2^{-s-1})^2-\xi>0.$$

Но $(\overline{\eta}^{(s)}+2^{-s-1})^2-\xi=(\overline{\eta}^{(s)})^2-\xi+2\overline{\eta}^{(s)}\cdot 2^{-s-1}+2^{-2(s+1)}=$

$$=2^{-s-1}(q_s+2\overline{\eta}^{(s)}+2^{-s-1}).$$

Последнюю скобку обозначим через q'_s:

$$(3)\qquad q'_s=q_s+2\overline{\eta}^{(s)}+2^{-s-1}.$$

Неравенства (1) и (2) эквивалентны соответственно неравенствам

$$(1')\qquad q'_s\leqslant 0$$

и

$$(2')\qquad q'_s>0.$$

Если выполняется неравенство (1′), то $\overline{\eta}^{(s+1)}=\overline{\eta}^{(s)}+2^{-s-1}$ и, как

легко видеть,

$$(4)\qquad q_{s+1}=2q'_s,$$

если же справедливо неравенство (2′), то

$$(5)\qquad q_{s+1}=2q_s.$$

Вычисления, требующиеся для определения следующей цифры η_{s+1} и остатка q_{s+1}, сводятся к сложению по формуле (3) и применению либо формулы (4), либо формулы (5). Если мы, вычисляя значение q'_s, вынуждены «забывать» значение q_s, то перед тем как воспользоваться формулой (5), следует восстановить значение q_s. Это нетрудно сделать по формуле

$$(5')\qquad q_s=q'_s-2\overline{\eta}^{(s)}-2^{-s-1}.$$

После определения цифры η_{s+1} и остатка q_{s+1} можно, повторяя ту же процедуру, получить следующую цифру η_{s+2} и остаток q_{s+2} и т. д.

Пусть теперь дано машинное число $x=Sgn\,x\cdot 2^p\cdot x_1$ и задано значение 0 или 1 логической переменной β_0. Опишем псевдооперацию извлечения квадратного корня, осуществленную в машине М-20.

В случае, если $Sgn\ x=-1$, операция считается невыполнимой и машина выдает сигнал аварийного останова.

Предположим, что $Sgn\,x=+1$. Тогда $\sqrt{x}=2^{\frac{p}{2}}\sqrt{x_1}$ или $\sqrt{x}=2^{r'}\sqrt{kx_1}$, где $r'=\frac{1}{2}p$, $\tilde{r}'=\frac{1}{2}\tilde{p}+32$ и $k=1$, если p — четно, и $r'=\frac{1}{2}(p+1)$, $\tilde{r}'=\frac{1}{2}(\tilde{p}+1)+32$ и $k=\frac{1}{2}$, если p — нечетно.

Для вычисления значения $\tilde{r}'$ код порядка $\tilde{p}$ делится на два при помощи сдвига на один разряд в сторону младших разрядов, после чего отбрасывается младшая цифра, а к полученному числу прибавляется 32. Результат оказывается равным $\tilde{r}'$, если $\tilde{p}$ четно. В случае, когда $\tilde{p}$ нечетно, т. е. отбрасываемая младшая цифра равна единице, для получения значения $\tilde{r}'$ к результату прибавляется единица.

Для того чтобы вычислить $\sqrt{kx_1}$, воспользуемся описанным выше алгоритмом извлечения корня. Так как значение q_0 должно быть равно взятому с обратным знаком удвоенному значению подкоренного выражения, то $q_0=-2x_1$ в случае четного порядка p и $q_0=-x_1$ в случае нечетного порядка p. Поэтому для получения q_0 предварительно образуется величина $(-x_1)$. Эта величина оказывается равной q_0, если отбрасываемая младшая цифра кода порядка $\tilde{p}$ равна единице. Если же последняя цифра равна нулю, то для получения q_0 происходит удвоение величины $-x_1$. Фигурирующая в формуле (3) величина 2^{-s-1} меняется с изменением s. Поэтому в машине каждое новое значение этой величины образуется делением предыдущего значения на два при помощи сдвига на один разряд. Обозначим эту переменную величину через μ_s. Начальное значение μ_0 равно 2^{-1}. После установления начальных значений q_0, μ_0 и $\overline{\eta}_1=0$ определяются 37 цифр двоичного разложения квадратного корня по следующим рекуррентным формулам:

(α) $$q_s'=q_s+2\overline{\eta}^{(s)}+\mu_s;$$

(β) $$q_{s+1}=2q_s' \text{ и } \overline{\eta}^{(s+1)}=\overline{\eta}^{(s)}+\mu_s, \text{ если } q_s'\leqslant 0;$$

(γ) $$q_{s+1}=2(-(-q_s'+2\overline{\eta}^{(s)}+\mu_s)) \text{ и } \overline{\eta}^{(s+1)}=\overline{\eta}^{(s)},$$
$$\text{если } q_s'>0;$$

(δ) $$\mu_{s+1}=\frac{1}{2}\mu_s,$$

$$s=0,\ 1,\ 2,\ \ldots,\ 36.$$

Из определения величины q_s вытекает, что $q_s\leqslant 0$ и $q_s|=2^{s+1}|\overline{\eta}^{(s)}-\xi|\cdot|\overline{\eta}^{(s)}+\xi|<4$. Кроме того, $|q_s'|<q_s$. Следовательно, счет по формулам (α), (β), (γ) можно проводить на сумматоре с тремя запасными знаковыми разрядами. При счете по этим формулам величины q_s и q_s' образуются на сумматоре, работающем в обратном коде. Поэтому выполнение условия $q_s'\leqslant 0$ эквивалентно наличию единицы в знаковом разряде кода величины q_s'. Операцию сложения $\overline{\eta}^{(s+1)}=\overline{\eta}^{(s)}+\mu_s$ можно заменить логическим сложением (наложением кодов), так как в коде величины μ_s лишь одна цифра отлична от нуля, а цифра этого разряда в коде величины $\overline{\eta}^{(s)}$ равна нулю. Поэтому для этой операции нет необходимости пользоваться сумматором. Операция производится путем посылки на регистр *Ч2*, хранящий код величины $\overline{\eta}^{(s)}$, кода величины μ_s.

По той же причине оба слагаемых $2\overline{\eta}^{(s)}$ и μ_s в формулах (α) и (γ) могут быть посланы на сумматор одновременно. Посылка в сумматор кода $2\overline{\eta}^{(s)}$ при наличии кода $\overline{\eta}^{(s)}$ на *Ч2* есть $+Ч2'$. Для вычисления по формуле (δ) достаточно осуществить сдвиг на один разряд кода величины μ. С этой целью величина μ_s образуется и запоминается на регистре *Ч1*.

Вычисление величины q_s по формуле (γ) оказывается более экономным с точки зрения затраты времени, чем вычисление по, казалось бы, более простой формуле (5′). Вычисление по формуле (γ) требует двух инвертирований кодов на сумматоре (умножение на -1), одного суммирования (прибавления $2\overline{\eta}^{(s)}+\mu_s$ к $(-q_s')$) и сдвига на один разряд. Вычисление по формуле (5′) требует трех сложений (прибавлений к q_s' величин $(-\overline{\eta}^{(s)})$, $(-\overline{\eta}^{(s)})$, $(-\mu_s)$) и того же сдвига на один разряд.

Пусть далее

$$\overline{z}_1'=\overline{\eta}^{(37)}+\beta_0 2^{37}=\sum_{k=0}^{36}\zeta_k' 2^{k-37}.\,*$$

В качестве мантиссы $\overline{z}_1$ результата выдаются 36 старших цифр разложения числа $\overline{z}_1'$, иными словами

$$\overline{z}_1=\sum_{k=1}^{36}\zeta_k 2^{k-37}, \quad \text{где} \quad \zeta_k=\zeta_k'.$$

В качестве кода порядка $\tilde{r}$ результата выдается $\tilde{r}'$, если только $\overline{z}_1\neq 0$. Если же $\overline{z}_1=0$, то в качестве результата выдается нуль в нормальной форме. Если $x_1\geqslant\frac{1}{2}$, то $\overline{\eta}^{(36)}\geqslant\sqrt{\frac{1}{2}\cdot\frac{1}{2}}=\frac{1}{2}$ и, следовательно, $\overline{z}_1\geqslant\frac{1}{2}$. В случае $x_1=0$ результатом оказывается нуль в нормальной форме.

Следовательно, результат псевдооперации над нормализованным числом всегда оказывается нормализованным. В случае нормализованного числа x и $\beta_0=0$ результатом псевдооперации, как легко видеть, является $\overline{z}$, где $z=\sqrt{x}$ — точный корень. Поэтому модификация псевдооперации без блокировки округления удовлетворяет требованию точности.

---

* $$\overline{\eta}^{37}<\sqrt{1-2^{-36}}<\sqrt{1-2\cdot 2^{-37}+2^{-74}}=1-2^{-37}$$

и, следовательно, $\overline{z}_1'<1$, т. е. $\overline{z}_1'\leqslant 1-2^{-36}$.

СПИСОК СОКРАЩЕНИЙ И ПРИНЯТЫХ УСЛОВНЫХ ОБОЗНАЧЕНИЙ

A_1 — первый адрес
A_2 — второй адрес
A_3 — третий адрес
АУ — арифметическое устройство
Б — барабан
БК — блокировка контроля
БМ — блокировка МОЗУ
БО — блокировка останова
В — воспроизведение (чтение)
ДР — дополнительный разряд
З — запись
ЗнР — знак результата
КОП — код операции
КП — код признаков
КРА — командный регистр адреса (другое обозначение *РВК*)
КША — кодовые шины адреса
КШСМА — кодовые шины сумматора адреса
КШЧ — кодовые шины числа
Л — лента
МБ — магнитный барабан
МЗУ — магнитное запоминающее устройство
МЛ — магнитная лента
МОЗУ — магнитное оперативное запоминающее устройство
МУОП — местное управление операциями
ОН — обратное направление
ПР — перфоратор; признак числа
ПЧ — печатающее устройство
P_1 — первый регистр арифметического устройства
P_2 — второй регистр арифметического устройства
РА — регистр адреса
РВК — регистр выборки команды (другое обозначение *КРА*)
РК — регистр команды
РЛ — разметка ленты
РР — регистр результата
СМ — сумматор
СМА — сумматор адреса
СМП — сумматор порядков
СМЧ — сумматор чисел
УУ — устройство управления
ЦУС — центральное устройство синхронизации
ЧУ — читающее устройство (устройство чтения перфокарт)

СОДЕРЖАНИЕ

Введение 3
§ 1. Представление информации в машине 6
§ 2. Общая схема работы машины 12
§ 3. Стандартный такт 16
§ 4. Арифметическое устройство 18
§ 5. Абсолютная и относительная погрешность машинных чисел 22
§ 6. Операции над числами 27
§ 7. Операции над кодами 34
§ 8. Операции управления 36
§ 9. Операции обмена материалом между накопителями 41
§ 10. Использование операций управления и режима формирования адресов при программировании 52
§ 11. Пульт управления 58
§ 12. Выполнение операций сложения, вычитания и операции вычисления разности абсолютных величин 70
§ 13. Выполнение операции умножения 77
§ 14. Выполнение операции деления 82
§ 15. Выполнение операции извлечения квадратного корня 86

ОПЕЧАТКИ

Стр.	Строка	Напечатано	Следует читать
25	6 снизу	$2^{-2s}\cdot\frac{1}{2}$	$2^{-2^s}\cdot\frac{1}{2}$
35	24 сверху	равными нулю на 21 разряд.	равными нулю.
35	26 сверху	A'	A_2'.
38	2 графа справа	$\xi=0$	$\xi'=0$
71	4 снизу	$r'=$	$\tilde{r}'=$
71	3 снизу	$(p, \tilde{q})$	$(\tilde{p}, \tilde{q})$
72	5 сверху	ход x_1'	код x_1'
72	12 сверху	y'	y_1'
78	11 снизу	стр. 24	стр. 21
79	6 снизу	$Sgn\delta$	$Sgn\delta_r$

Зак. 511а—2000

Редактор *М. И. Гаева*
Техн. редактор *Л. П. Шепотинник*
Корректоры: *Т. М. Мешкова, Л. Г. Загребаева*

Л38858. Подписано к печати 15/XII-61 г. Ф-т 60×90[1]/16; Объем 5,75 п. л.+3 вкл.
Рег. № 2971. Зак. № 511. Тираж 2000 экз.

Набрано в I-ой Образцовой типографии имени А. А. Жданова Московского городского совнархоза. Москва, Ж-54. Валовая, 28.
Отпечатано в тип. ЦБТИ Мосгорсовнархоза.