

О КОМПОНОВКЕ КОНСТРУКТИВНЫХ ЭЛЕМЕНТОВ СХЕМ ЦВМ

А.Н.Мелихов, В.М.Курейчик, В.А.Тищенко, В.В.Лисяк

Разработка систем автоматизации проектирования схем дискретных устройств заключается в формализации задач проектирования, составлении алгоритмов, записи программы, реализации их на ЦВМ и выдачи технической документации, что приводит к сокращению сроков и повышению качества проектирования.

Одной из важнейших задач в общей системе автоматизации проектирования является автоматизация топологического проектирования схем дискретных устройств.

На этапе топологического проектирования обычно решаются следующие задачи:

- компоновка элементов схем (разбиение схемы на подсхемы);
- размещение элементов схемы на плоскости;
- трассировка печатных соединений.

При решении задачи компоновки элементов оперируют со схемами, содержащими до нескольких тысяч микросхем, что приводит к необходимости разрабатывать по возможности простые алгоритмы для уменьшения машинного времени, затрачиваемого на этом этапе.

Сформулируем задачу компоновки элементов схем дискретных устройств. Задана схема  $F = (X, T)$ , где  $X$  - множество микросхем ( $|X| = N$ ),  $T$  - множество электрических цепей схемы ( $|T| = \ell$ ). Необходимо разбить эту схему на  $z$  подсхем  $Q_1, Q_2, \dots, Q_i, \dots, Q_z$  так, чтобы  $Q_i$  - подсхема содержала  $N_i$  микросхем, и среди этих разбиений выбрать то, для которого общее число связей между подсхемами

$$L = \sum_{i=1}^z \sum_{l=1}^z s_{i,l} - \ell \quad (I)$$

принимает наименьшее значение. В (I)

$$s_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если } j \text{ цепь проходит через } Q_i \text{ подсхему;} \\ 0 & \text{- в противном случае.} \end{cases}$$

В некоторых случаях дополнительно ставится следующее условие: среди полученных разбиений с минимальным  $L$  найти такое, в котором число контактов разъема  $k_i$  подсхемы  $Q_i$  не превышает заданного.

Традиционный подход к решению задачи компоновки заключается в предварительной замене заданной схемы абстрактной моделью-графом  $G = (X, U)$ , где  $X$  - множество вершин графа, соответствующее множеству микросхем, а  $U$  - множество ребер, соответствующее множеству связей схемы. При этом дополнительно возникает достаточно сложная задача перехода от схемы к графу из-за неоднозначности замены множества связей схемы множеством ребер графа  $G$ . После интерпретации схемы графом  $G$  компоновка схемы выполняется путем разрезания графа с  $N$  вершинами на  $z$  подграфов. Граф  $G$  обычно описывается матрицей смежности  $R$  (или иногда матрицей инцидентности  $P$ ) и в таком виде обрабатывается на ЦВМ по известным алгоритмам компоновки [1,2,3,4]. В случае использования матриц  $R$  или  $P$  удается достичь приемлемых результатов (как по качеству разрезания графа, так и по затрачиваемому времени) для графов с  $N \leq 300$ . Если же  $N$  превышает этот предел, то время решения обычно составляет десятки часов (для ЦВМ "Минск-22"). Кроме того, с увеличением числа микросхем  $N$  затраты ручного труда, связанные с представлением схемы матрицами  $R$  и  $P$  и с подготовкой исходных данных для записи информации в ОЗУ ЦВМ, возрастают пропорционально  $N^2$ .

В связи с этим представляет интерес разработка такого алгоритма компоновки, который позволял бы уменьшить затраты ручного труда и время решения задачи.

В настоящей работе указанная задача решается с помощью простого последовательного алгоритма компоновки [1] без предварительного перехода от схемы к графу и затем к матрице  $R$  (или  $P$ ).

Схема, подлежащая компоновке, в данном случае непосредственно описывается так называемой матрицей цепей  $T = \|t_{ij}\|_{N \times m}$ , где  $m$  - число контактов микросхемы;  $t_{ij}$  - номер электрической цепи схемы, проходящей через  $j$  контакт  $x_j$  микросхемы. Для

схемы регистра одвиги цифрового интегратора (рис.1) матрица цепей имеет вид:

		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	
1		1						2	4						3	} $Q_1$
2		5						6	8						7	
3								9	10						15	
4		14	4	13	2	11	3	15	12	1	15	15		15		
5		19	6	18	8	17	7	15	16	5	15	15		15		} $Q_2$
6		20	10	21	9						15	15		15		
7				12	22	15				24				23		
8				13	24	22	23	14		26				25		
9				16	26	22	25	17		28				27		} $Q_3$
10				13	28	22	27	19		30				29		
11				31	21	30	22	29	20							
12					31											
13														22		

где  $Q_1$ ,  $Q_2$  и  $Q_3$  - подсхемы после случайного разбиения.

Из рассмотренного примера видно, что построение матрицы  $T$  по схеме не представляет особого труда, поскольку число элементов матрицы линейно зависит от числа микросхем; по сравнению с матрицами  $R$  и  $P$  облегчается также и ввод информации о схеме в ОЗУ ЦВМ.

В работе используется известный алгоритм компоновки [1] применительно к заданию схемы матрицей  $T$ . Алгоритм заключается в пошаговом построении подсхем. На каждом шаге произвольным образом выбирается микросхема, не вошедшая ни в какую подсхему, и включается в ту подсхему, помещение в которую дает минимальное приращение числа соединений между подсхемами. Процесс формирования подсхем заканчивается после рассмотрения всех элементов схемы  $F$ .

Для подсчета приращений числа соединений  $\Delta L$  между подсхемами строится по матрице  $T$  вспомогательная матрица - матрица подсхем  $S = \|s_{ij}\|_{z \times z}$ , где  $z$  - число подсхем;  $l$  - количество электрических цепей в схеме. Алгоритм построения матрицы  $S$  заключается в следующем:

1<sup>0</sup>. В матрице  $T$  выбирается элемент  $t_{ij} \neq 0$ . Переходим к 2<sup>0</sup>.

2<sup>0</sup>. В матрице  $s$  на пересечении строки, номер которой равен номеру подсхемы,  $s$  находящейся в ней  $x_i$  микросхемой, со столбцом, номер которого равен  $t_{ij}$ , проставляется 1. Переходим к 3<sup>0</sup>.

3<sup>0</sup>. Выбираем из матрицы  $T$  новый элемент  $t_{pq} \neq 0$ . Считаем  $p=i, q=j$  и переходим к 2<sup>0</sup>. Если в матрице  $T$  таких элементов нет, то конец работы алгоритма.

Для приведенной на рис. I схемы матрица  $S$  запишется так:

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31		
$S = 2$	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	

По матрице  $S$  легко подсчитать число связей между подсхемами и число контактов разъема каждой подсхемы. Минимальное число внешних связей, требуемое для проведения  $q$  цепи, инцидентной  $q$  подсхемам, равно  $q - 1$ . В матрице  $S$  число единиц в  $q$  столбце равно числу подсхем, инцидентных  $q$  цепи, поэтому число связей между подсхемами, образованное  $q$  цепью, равно  $\sum_{i=1}^q s_{ij} - 1$ , а общее число связей между подсхемами определяется по формуле (1).

Рассмотрим более подробно процесс определения приращения числа связей  $\Delta L_j$  между подсхемами при помещении  $x_i$  микросхемы в  $Q_j$  подсхему, так как он отличается от процесса в [1]. Пусть в каждой подсхеме имеется некоторое число микросхем. Любая  $q$  цепь схемы образует связь между подсхемой  $Q_j$  и остальными подсхемами, если она инцидентна микросхемам из  $Q_j$  и хотя бы одной микросхеме из любой другой подсхемы. В матрице  $S$  этому соответствует наличие единицы в строке  $s_j$  на пересечении ее со столбцом  $q$  и присутствие хотя бы одной единицы среди остальных элементов этого столбца. Следовательно, связь между  $Q_j$  подсхемой и какой-либо другой подсхемой существует, если

$$s_{jq} s_{iq} \vee s_{jq} s_{2q} \vee \dots \vee s_{jq} s_{j-1q} \vee s_{jq} s_{j+1q} \vee \dots \vee s_{jq} s_{pq} = \bigvee_{\alpha \neq j} s_{jq} s_{\alpha q} = 1,$$

где  $s_{jq}$  - элемент матрицы  $S$ .

Полное число контактов разъема для  $Q_j$  подсхемы запишется так:

$$k_j = \sum_{q=1}^l s_{jq} \left( \bigvee_{\alpha \neq j} s_{\alpha q} \right). \quad (2)$$

Заметим, что при помещении в подсхему  $Q_j$  микросхемы  $x_i$ , инцидентной  $q$  цепи, новая связь образуется только в том случае, когда в  $Q_j$  цепь  $q$  отсутствует, а в других подсхемах имеется. Отсутствие цепи в  $Q_j$  подсхеме выявляется инверсией соответствующего разряда  $s_{jq}$ . Наличие  $q$  цепи среди остальных подсхем определяется дизъюнкцией элементов  $q$  столбца матрицы  $S \left( \bigvee_{\alpha \neq j} s_{\alpha q} \right)$ . Приращение числа связей для  $q$  цепи  $x_i$  микросхемы, вызванное ее помещением в подсхему  $Q_j$ , определяется так:

$$\Delta L_{jq}^i = s_{0q}^i \bar{s}_{jq}^i \bigvee_{\alpha \neq j} s_{\alpha q}^i, \quad (3)$$

где  $s_{0q}^i$  - элемент строки  $s_0^i$  матрицы  $S$ . Строка  $s_0^i$  вводится в матрицу  $S$  для облегчения подсчета приращения числа связей и используется только для микросхемы  $x_i$ , рассматриваемой на данном шаге алгоритма.

Общее приращение числа связей для всех цепей  $x_i$  микросхемы при внесении ее в  $Q_j$  подсхему равно

$$\Delta L_j^i = \sum_{q=1}^l s_{0q}^i \bar{s}_{jq}^i \left( \bigvee_{\alpha \neq j} s_{\alpha q}^i \right). \quad (4)$$

Формула (4) служит основой для построения алгоритма компоновки микросхем:

- 1<sup>0</sup>. В матрице  $T$  выбирается строка  $t_i$ , соответствующая микросхеме  $x_i$ , еще не помещенной ни в какую подсхему.
- 2<sup>0</sup>. Строится строка  $s_0^i$  матрицы  $s$ .
- 3<sup>0</sup>. Определяется множество приращений  $\Delta L$  для микросхемы  $x_i$  при помещении ее в подсхему

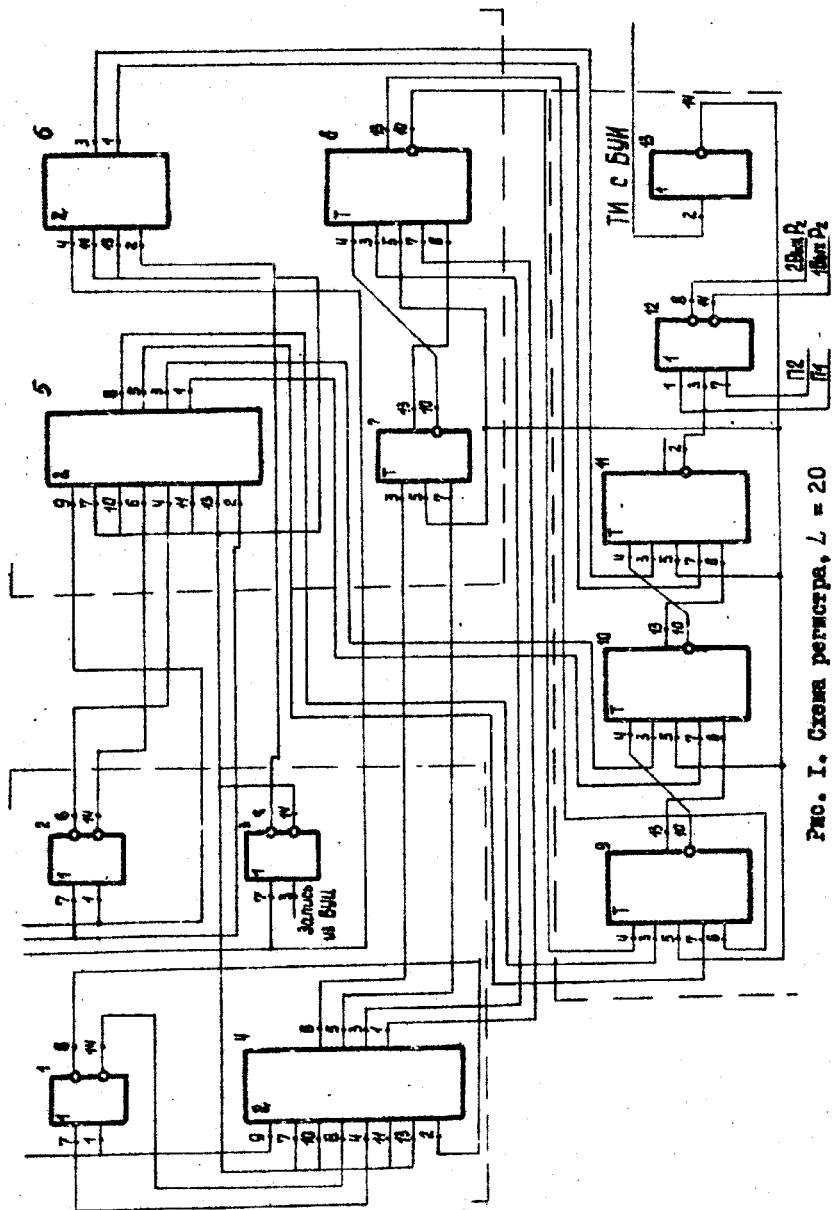


Рис. I. Схема регистра,  $L = 20$

$Q_1, \dots, Q_z \setminus Q_{f_1}, Q_{f_2}, \dots, Q_{f_n}$ ,  
 где  $Q_{f_i}$  - сформированная подсхема;  
 $\Delta L = \{ \Delta L_j^i \}$ ,

где  $j$  пробегает множество значений  $\{1, 2, \dots, z\} \setminus \{f_1, f_2, \dots, f_n\}$ .  
 4°. Из множества  $\Delta L$  выбирается минимальный элемент  $\Delta L_j^i$ .

5°. Строка  $s_j$  матрицы  $S$  модифицируется путем поразрядной дизъюнкции со строкой  $s_0^i$ .

6°. Подсчитывается число модулей в подсхеме  $Q_j$ . Если оно меньше заданного  $N_j$ , то переходим к 7°. Если равно заданному, то подсхему  $Q_j$  считаем заполненной, относим ее к множеству сформированных подсхем и переходим к 7°.

7°. В матрице  $T$  выбирается новая строка  $t_q$  ( $q \neq i$ ). Заменяя индекс  $i$  на  $q$ , переходим к 2°. Если просмотрены все строки, переходим к 8°.

8°. Конец работы алгоритма.

Рассмотрим на примере схемы (рис. I) типичный шаг алгоритма.

После нескольких шагов алгоритма компоновки получим, что микросхемы  $x_1, x_4, x_7$  попали в подсхему  $Q_1$ , микросхемы  $x_2, x_5$  - в подсхему  $Q_2$ , а микросхемы  $x_3, x_6$  - в подсхему  $Q_3$ .

$Q_1 = (X_1, T_1); Q_2 = (X_2, T_2); Q_3 = (X_3, T_3); x_1, x_4, x_7 \in X_1, x_2, x_5 \in X_2, x_3, x_6 \in X_3$ .

Матрица  $S$  в этом случае имеет вид:

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31		
$S = 2$	I	I	I	I										I	I	I	I																
3																																	

Согласно алгоритму компоновки, из матрицы  $T$  выбираем строку  $t_1$  и записываем

$$s_0^1 = 0000000000001100000001111100000.$$

Далее определяем  $\Delta L_1^1, \Delta L_2^1$  и  $\Delta L_3^1$ . Для этого сначала определяем поразрядную дизъюнкцию строк  $s_1, s_2, s_3$  матрицы  $S$ :

$$s_2 = 000011110000001111100000000000$$

$$s_3 = 0000000011000010000110000000000$$

$$s_2 \vee s_3 = 00001111100001111110000000000,$$

$$\begin{aligned}
s_1 &= \text{IIIIIOOOOOIIIIIOOOOOIIIOOOOO} \\
s_3 &= \text{OOOOOOOIIIOOOIOOOOIIIOOOOO} \\
s_1 \vee s_3 &= \text{IIIIIOOOOIIIIIIOOOOIIIIIOOOOO} \\
s_1 &= \text{IIIIIOOOOOIIIIIOOOOOIIIOOOOO} \\
s_2 &= \text{OOOOIIIIIOOOOOIIIIIOOOOO} \\
s_1 \vee s_2 &= \text{IIIIIIIOOIIIIIIIOOIIIOOOOO}
\end{aligned}$$

Затем берем инверсию строк:

$$\begin{aligned}
\bar{s}_1 &= \text{OOOOIIIIIIIOOOOIIIIIOOOIIIIII} \\
\bar{s}_2 &= \text{IIIIIOOOOIIIIIOOOOIIIIIIIIII} \\
\bar{s}_3 &= \text{IIIIIIIOOIIIIIIIOOIIIIIIIIII}
\end{aligned}$$

и находим поразрядное пересечение:

$$\begin{aligned}
\bar{s}_1 s_0^s (s_2 \vee s_3) &= \text{OOOOOOOOOOOOOOOOOOOOOOOOOO} \\
\bar{s}_2 s_0^s (s_1 \vee s_3) &= \text{OOOOOOOOOOOIIIOOOOOOIIIOOOOO} \\
\bar{s}_3 s_0^s (s_1 \vee s_2) &= \text{OOOOOOOOOOOIIIOOOOOOIIIOOOOO}
\end{aligned}$$

Суммируя число единиц в каждом выражении, получаем

$$\Delta L_1 = 0, \quad \Delta L_2 = 5, \quad \Delta L_3 = 5.$$

Так как  $\Delta L_1 = 0$ , то микросхему  $x_8$  следует поместить в под-схему  $Q_1$ . Далее строка  $s_1$  модифицируется поразрядной дизъюнкцией со строкой  $s_0^s$ . Число элементов в подсхеме  $Q_1$  равно заданному, поэтому остается распределить модули  $x_9 - x_{13}$  между подсхемами  $Q_2, Q_3$ , для чего по описанному алгоритму из матрицы выбираются строки  $t_9, t_{10}, \dots, t_{13}$ , пока не будут оформлены подсхемы  $Q_2, Q_3$ .

В результате получим

$$X_1 = \{x_1, x_4, x_7, x_8\}; \quad X_2 = \{x_2, x_5, x_9, x_{10}\}; \quad X_3 = \{x_3, x_6, x_{11}, x_{12}, x_{13}\}.$$

Число связей между подсхемами  $Q_1, Q_2$  и  $Q_3$  уменьшилось с 20 до 8. Окончательный вариант компоновки схемы регистра изображен на рис. 2. По данному алгоритму составлены программы на языках "АЛГОЛ" и "ДЯПАС", которые реализованы на ЦВМ "Минск-22". Объем памяти ЦВМ позволяет обрабатывать схемы, содержащие до 800 микросхем.

Для схемы регистра цифрового интегратора (рис. 1) и для схемы спецсистемы, содержащей 48 микросхем, машинное время компоновки по 4 ячейкам составило соответственно 40 секунд и 3 минуты. Уменьшение числа связей между подсхемами составляет 40% по сравнению со случайным разбиением.

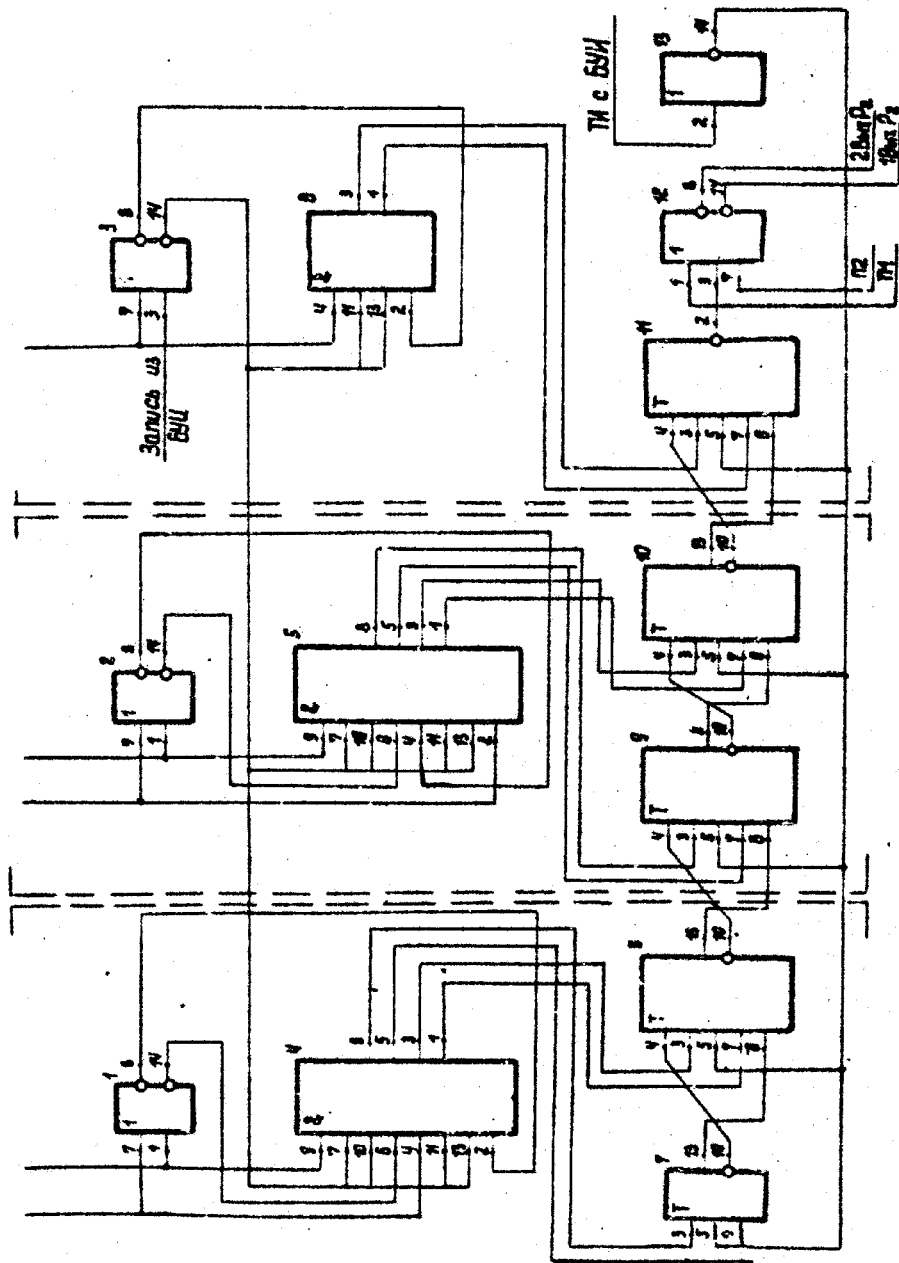


Рис. 2. Разрезание по алгоритму,  $L = 8$

В заключение отметим, что время решения алгоритма компоновки микросхем пропорционально  $N \cdot z$ , т.е. произведению числа микросхем на число подсхем.

#### Л и т е р а т у р а

1. АБРАЙТИС Л.Б., ШУМАЙТИС А.П. Алгоритмы компоновки узлов и исследование их эффективности. - В кн.: Вычислительная техника, материалы XXI республиканской конференции Литовской ССР, Каунас, 1971.

2. КРЫЖАНОВСКИЙ Ю.М. Компоновка конструкторских элементов цифровых устройств. - В кн.: Применение вычислительных машин для проектирования цифровых устройств, "Сов.радио", 1968.

3. ПОКРОВСКИЙ А.Н. Обзор алгоритмов компоновки и размещения модулей и трассировки печатного монтажа при конструировании радиоэлектронной аппаратуры. - "Вопросы радиоволноводов", сер. 7, 1967, № 14.

4. ОРЛОВА Г.Н., ДОРФМАН А.Г. Оптимальное деление графа на несколько подграфов. - Известия АН СССР, Техническая кибернетика, 1972, № 6.

Поступила в ред.-изд.отд.  
2 декабря 1972 г.