

Рис. 6.

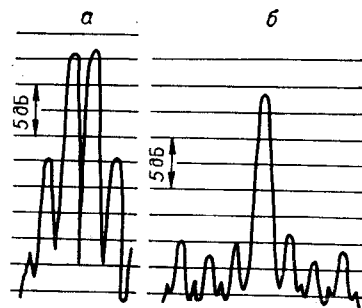


Рис. 7.

осуществлять в многоканальных акустооптических устройствах, использующих ультразвуковые модуляторы как с нерасходящимися, так и с перекрывающимися каналами. Последнее особенно существенно, когда число обрабатываемых сигналов, а следовательно, и число каналов модулятора велико.

#### ЛИТЕРАТУРА

1. A. Vander Lugt. Signal detection by complex spatial filtering.— "IEEE Trans. Inform. Theory", 1964, vol. IT-10, № 2, p. 139—145.
2. Д. ж. Гудмен. Введение в Фурье-оптику. М., «Мир», 1970.
3. С. М. Рытов. Дифракция света на ультразвуковых волнах.— «Изв. АН СССР. Сер. физ.», 1937, № 2, с. 223—259.
4. M. Arm, M. King. Holographic storage of electric signals.— "Appl. Opt.", 1969, vol. 8, № 7, p. 1413—1419.
5. Л. Д. Бахрах, В. А. Макеев. Коррекция фазовых неоднородностей в раскрыве антенн с использованием голографических согласованных фильтров.— «Радиотехника и электроника», 1973, т. XVIII, № 4, с. 741—748.
6. Л. Д. Бахрах, А. П. Курочкин, О. Б. Овезов, С. Г. Руднева, В. Б. Шверин-Кашин. Использование многоканальных модуляторов света для решения задач фокального синтеза и коррекции искажений поверхности антенны.— «Вопросы радиоэлектроники. Сер. общетехн.», 1974, вып. 6, с. 3—12.
7. Л. Д. Бахрах, О. Б. Овезов, С. Г. Руднева, В. Б. Шверин-Кашин. Коррекция антенн СВЧ- и оптического диапазонов с использованием ультразвуковых модуляторов и голографических фильтров.— II Всес. конференция по голографии. Тезисы докладов. Ч. II. Киев, Изд. Ин-та физики АН УССР, 1975.
8. Ламберт, Арм, Аймет. Электронно-оптическая обработка сигналов в фазированных антенных решетках.— «Зарубеж. радиоэлектроника», 1968, № 8, с. 3—30.
9. Е. Т. Аксенов, Н. А. Бухарин, В. А. Григорьев, С. В. Прусс-Жуковский. Многоканальный акустооптический модулятор с перекрывающимися ультразвуковыми пучками.— «Квантовая электроника», Л., 1975, № 344, с. 52—56.

Поступила в редакцию 2 февраля 1976 г.

УДК 681.327.6

И. С. ГИБИН, М. А. ГОФМАН, С. Ф. КИБИРЕВ,  
П. Е. ТВЕРДОХЛЕБ  
(Новосибирск)

#### ИССЛЕДОВАНИЕ ОДНОГО ВАРИАНТА ГОЛОГРАММНОЙ ПРИЗНАКОВОЙ ПАМЯТИ

Голограммное признаковое ЗУ — составная часть ассоциативных оптических систем памяти [1]. Оно предназначено для хранения признаков массивов данных и поиска адресов этих массивов по запросу.

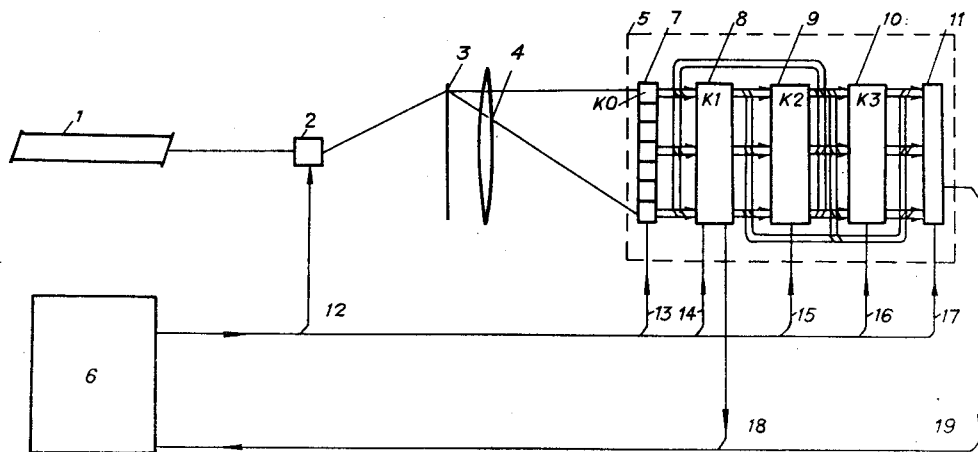


Рис. 1.

Наиболее близким к реализации является вариант признакового ЗУ с последовательным вводом разрядов запроса и параллельной обработкой страниц информации, восстанавливаемых из голографического модуля памяти. Ниже приведены результаты исследования такого ЗУ. Ввод разрядов запроса в этом случае осуществляется с помощью быстродействующего дефлектора, а страничная обработка информации — с помощью параллельного электронного процессора с оптическим входом, который может быть выполнен в виде интегральной схемы. Время решения типовых задач поиска в изучаемом ЗУ сокращается на 2—3 порядка в сравнении с временем решения тех же задач в системе типа «магнитный диск — ЭВМ». Экспериментальное исследование работы голографического признакового ЗУ в комплексе с ЭВМ проводилось на примере поиска органических соединений по одному признаку — их молекулярному весу, заданному в диапазоне 0—999,9 а. е. Исходные данные по органическим соединениям были предоставлены Новосибирским институтом органической химии (лаборатория чл.-корр. АН СССР В. А. Коптюга).

Пусть каждый из массивов данных  $D_1, \dots, D_h, \dots, D_H$ , по которым осуществляется поиск информации, представлен в признаковой памяти описанием — набором из  $R$  признаков  $\{K_{h1}, \dots, K_{hr}, \dots, K_{hR}\}$ , где  $h = \overline{1, H}$ , а  $K_{hr}$  — двоичные  $N_r$ -разрядные слова-признаки ( $K_{hr1} \dots K_{hrn_r} \dots K_{hrN_r}$ ). Предполагается, что сами массивы данных хранятся в ячейках основной памяти ЗУ с выборкой по содержанию, адреса которых однозначно связаны с номерами массивов данных  $1, \dots, h, \dots, H$ . Пусть также запрос к признаковой памяти имеет структуру, аналогичную описаниям массивов данных, —  $\{Z_1, \dots, Z_r, \dots, Z_R\}$ , где  $Z_r$  — двоичное  $N_r$ -разрядное слово-признак ( $Z_{r1} \dots Z_{rn_r} \dots Z_{rN_r}$ ). Тогда в процессе поиска в признаковой памяти для каждого из  $R$  признаков, входящих в описание массивов и запросов, вычисляют систему логических функций  $(y_{1r}, \dots, y_{hr}, \dots, y_{Nr})$ , аргументами которых являются разряды соответствующих им двоичных слов. Вид этих функций определяется задачей поиска, а их единичные значения указывают на адреса массивов данных, удовлетворяющих  $r$ -му признаку. Например, наиболее часто решают задачи поиска по совпадению или по неравенству, поиска ближайшего большего или меньшего, упорядоченной выборки и т. д. Результат поиска по всей совокупности признаков в виде логического массива  $(A_1, \dots, A_h, \dots, A_H)$  находится путем поразрядного логического умножения систем функций  $(y_{1r}, \dots, y_{hr}, \dots, y_{Nr})$ , вычисленных для всех значений индекса  $r$ .

Структура голограммного признакового ЗУ, решающего задачу поиска по системе признаков, представлена на рис. 1. Здесь 1 — лазер; 2 — дефлектор на  $\sum_{r=1}^R N_r$  позиций; 3 — модуль памяти из  $\sum_{r=1}^R N_r$  голограмм, в каждой из которых в виде двухградационных изображений записаны соответствующие одноименные разряды двоичных слов-признаков всех описаний массивов данных ( $K_{1rn_r}, \dots, K_{hrn_r}, \dots, K_{Hrn_r}$ ); 4 — объектив; 5 — параллельный страничный процессор с оптическим входом (ПСП); 6 — управляющая ЭВМ. В состав ПСП входят фотоматрица 7, три уровня страничной памяти 8—10 и схема считывания данных 11. Управление признаковой памятью от ЭВМ осуществляется по шинам 12—17 командами обращения к дефлектору —  $P(n_r)$ , к фотоматрице —  $\alpha_0$ , к уровням памяти —  $\alpha_{11}\alpha_{12}\alpha_{13}$ ,  $\alpha_{21}\alpha_{22}$ ,  $\alpha_{31}\alpha_{32}$  и к схеме считывания —  $\alpha_{41}\alpha_{42}$ . Операции, выполняемые в признаковом ЗУ по этим командам, указаны в табл. 1. Фотоматрице в таблице соответствует двоичная страница  $K_0$ , а трем уровням памяти — двоичные страницы  $K_1$ ,  $K_2$ ,  $K_3$ . В ЭВМ из признакового ЗУ по шине 18 с первого уровня памяти ПСП поступает код  $u$ , характеризующий нулевое, единичное или смешанное состояние страницы  $K_1$ , а по шине 19 со схемы считывания данных ПСП — сама страница  $K_1$  или адреса единичных элементов страниц  $K_2$ ,  $K_3$ . Командами  $P(n_r)$  и  $\alpha_0$  с помощью дефлектора и фотоматрицы в электронную часть ПСП вводятся одноименные разряды  $r$ -признака всех описаний массивов данных. С помощью операций  $K_0 K_1 \rightarrow K_1$ ,  $\bar{K}_0 K_1 \rightarrow K_1$ , Уст «1»  $K_1$ ,  $K_1 + K_2 \rightarrow K_2$  и  $K_1 \rightarrow K_2$  на первом и втором уровнях памяти вычисляются в виде логических функций ( $y_{1r}, \dots, y_{hr}, \dots, y_{nr}$ ) адреса тех массивов, которые удовлетворяют отдельным признакам. На третьем уровне памяти операциями  $K_2 K_3 \rightarrow K_3$  и Уст «1»  $K_3$  из указанных систем функций путем их поразрядного логического умножения формируется искомый адресный массив, удовлетворяющий всей совокупности признаков. Команды  $K_0 K_2 \rightarrow K_1$ ,  $\bar{K}_0 K_2 \rightarrow K_1$  и «В ЭВМ код  $u$ » введены в ПСП с целью ускорения сложного поиска типа поиска по неравенству или упорядоченной выборки. Команды  $K_0 \rightarrow K_1$  и «В ЭВМ  $K_1$ » обеспечивают работу ПСП в режиме обычной фотоматрицы со страничным буфером.

Оптическая система обсуждаемой признаковой памяти ничем не отличается от оптической системы обычного голограммного ЗУ. Она используется для хранения и выдачи описаний массивов данных. Все параллельные логические операции и операции хранения промежуточных результатов, необходимые для решения задач поиска адресного массива ( $A_1, \dots, A_n, \dots, A_N$ ), выполняются на цифровом уровне в ПСП. В этом случае в полной мере используются возможности быстрой выборки данных из ГЗУ и страничной организации их памяти, что позволяет исключить выполнение в ЭВМ не свойственных ей параллельных логических операций над многоразрядными кодами и существенно сократить объем информации, передаваемой по каналам связи ГЗУ—ЭВМ, как правило, ограниченным по пропускной способности.

Голограммное признаковое ЗУ позволяет решать разнообразные задачи поиска по системе независимых признаков. По каждому из признаков могут быть найдены адреса массивов данных, двоичные слова-признаки которых точно совпадают со словом в запросе, лежат в заданных пределах, упорядочены по величине, являются экстремальными и т. д. Набор операций ПСП функционально полный. Он позволяет вычислять логические функции произвольного вида от разрядов признаков запроса и описаний массивов.

Проведено экспериментальное исследование предложенного варианта признаковой памяти. Рассматривались задачи простого и сложного поисков адресов (номеров) 100 органических соединений, характеризуюе-

Таблица 1

Элементы признаковой памяти	Команды	Коды	Операции	
			Обозначения	Смысл
Дефлектор	$(Pn_r)$	$n_r$	$(K1rn_r, \dots, \dots, Khrn_r, \dots, KИrn_r)$	Восстановление $n_r$ -й голограммы модуля памяти
Фотоматрица	$\alpha_0$	1	$K0 = (K1rn_r, \dots, Khrn_r, \dots, KИrn_r)$	Прием информации в ПСП
		000	$K1 \rightarrow K1$	Хранение страницы $K1$ на 1-м уровне памяти
		001	$K0K1 \rightarrow K1$	Логическое умножение страниц $K0$ и $K1$
		101	$\overline{K0}K2 \rightarrow K1$	Логическое умножение страниц $K0$ и $K2$ с инверсией $K0$
		110	$K0 \rightarrow K1$	Запись страницы $K0$ на 1-й уровень памяти
		111	«В ЭВМ код $u$ »	$u = \begin{cases} 00, & \text{если } K1 \text{ из } 0; \\ 01, & \text{если } K1 \text{ из } 0 \text{ и } 1; \\ 11, & \text{если } K1 \text{ из } 1 \end{cases}$
Второй уровень памяти	$\alpha_{21}\alpha_{22}$	00	$K2 \rightarrow K2$	Хранение страницы $K2$ на 2-м уровне памяти
		01	$K1 + K2 \rightarrow K2$	Логическое сложение страниц $K1$ и $K2$
		10	$K1 \rightarrow K2$	Запись страницы $K1$ на 2-й уровень памяти
Третий уровень памяти	$\alpha_{31}\alpha_{32}$	00	$K3 \rightarrow K3$	Хранение страницы $K3$ на 3-м уровне памяти
		01	$K2K3 \rightarrow K3$	Логическое умножение страниц $K2$ и $K3$
Схема считывания данных	$\alpha_{41}\alpha_{42}$	10	Уст «1» $K3$	Установка в «1» всех элементов страницы $K3$
		01	«В ЭВМ $K1$ »	Страница $K1$ передается в ЭВМ
		10	«В ЭВМ адреса $K2$ »	Номера единичных элементов $K2$ передаются в ЭВМ
		11	«В ЭВМ адреса $K3$ »	Номера единичных элементов $K3$ передаются в ЭВМ

Примечание. Стрелка в обозначениях операций указывает на уровень памяти, на который записывается результат выполнения операций.

мых для простоты одним признаком — их молекулярными весами, представленными 16-разрядными двоично-десятичными кодами ( $K_{n1} \dots K_{hn} \dots \dots K_{n16}$ ), где  $h=1,100$ . Были реализованы типовые алгоритмы поиска адресов соединений, молекулярные веса которых точно совпадают с запросом ( $Z_1 \dots Z_n \dots Z_{16}$ ), лежат в заданных пределах — ( $Z_1 \dots Z_n \dots \dots Z_{16}$ )<sup>n</sup> ÷ ( $Z_1 \dots Z_n \dots Z_{16}$ )<sup>n</sup> и упорядочены по величине.

Блок-схема экспериментальной системы «голограммное ЗУ — ЭВМ» приведена на рис. 2, где 1 — лазер ЛГ-38; 2 — двухкоординатный дефлектор на зеркальных гальванометрах Н135-3 [2]; 3 — модуль памяти, содержащий 16 признаков голограмм; 4 — объектив И-37; 5 — диссек-

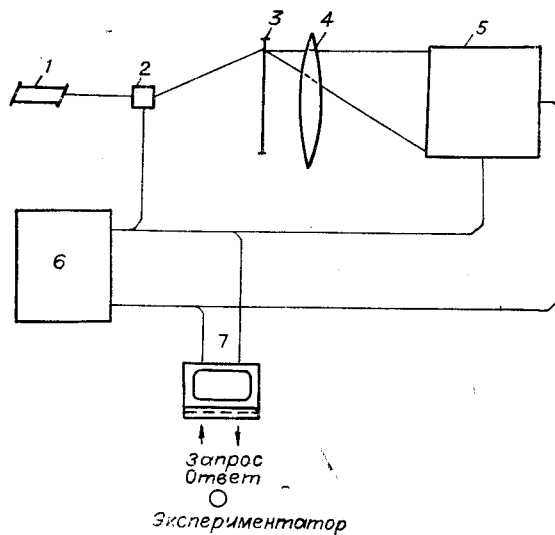


Рис. 2.

ляется от ЭВМ по подпрограмме DEFLECTOR, реализующей команду типа  $P(n)$  на обращение к голограмме с номером  $n$  (см. табл. 1). Работа параллельного страничного процессора с оптическим входом, входящего в состав голограммной признаковой памяти, моделировалась в системе аппаратно-программным способом с помощью диссектора и специальной подпрограммы PSP. Диссектор используется для формирования логического массива  $K_0$ , являющегося входным для ПСП. Подпрограмма PSP, реализуемая в ЭВМ, по командам типа  $\alpha_0, \alpha_{11}\alpha_{12}\alpha_{13}, \alpha_{21}\alpha_{22}, \alpha_{31}\alpha_{32}$  и  $\alpha_{41}\alpha_{42}$  выполняет операции над логическими массивами  $K_0, K_1, K_2, K_3$  согласно табл. 1.

Надежное считывание признаковых голограмм диссектором достигнуто путем сканирования каждого бита восстановленного изображения

тор ЛИ604 с блоком управления; 6 — буквенно-цифровой дисплей VC-340. Внешний вид системы (без ЭВМ) показан на рис. 3.

В  $n$ -й голограмме модуля памяти 3 были записаны страницы информации, содержащие одноименные разряды молекулярных весов всех органических соединений —  $(K_{1n}, \dots, K_{nn}, \dots, K_{Nn})$ . При вводе запроса с помощью дефлектора изображения страниц  $10 \times 10$  бит, соответствующие немаскированным разрядам слова запроса, восстанавливаются в плоскости диссектора и вводятся в ЭВМ. Управление дефлектором осуществ-

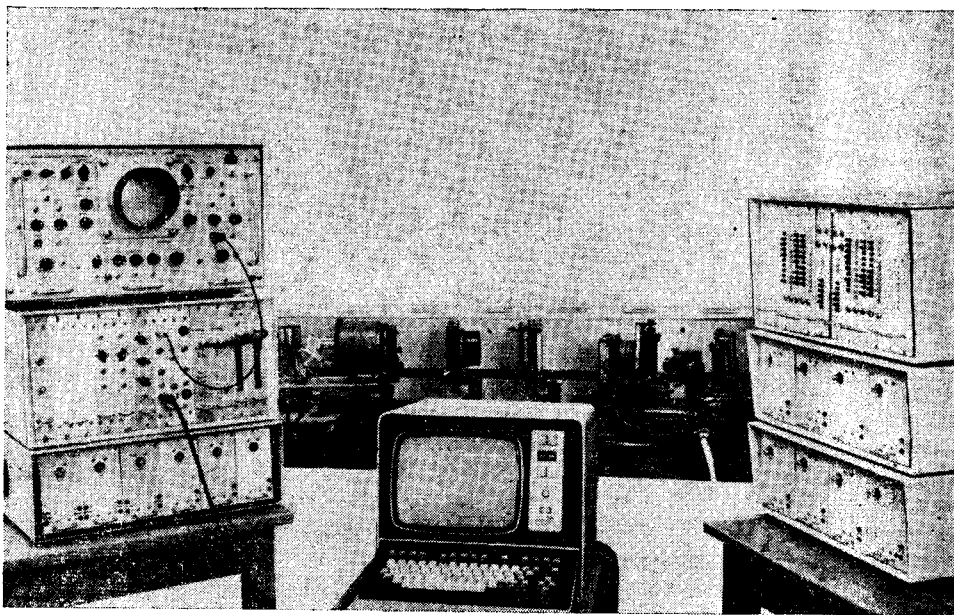


Рис. 3.

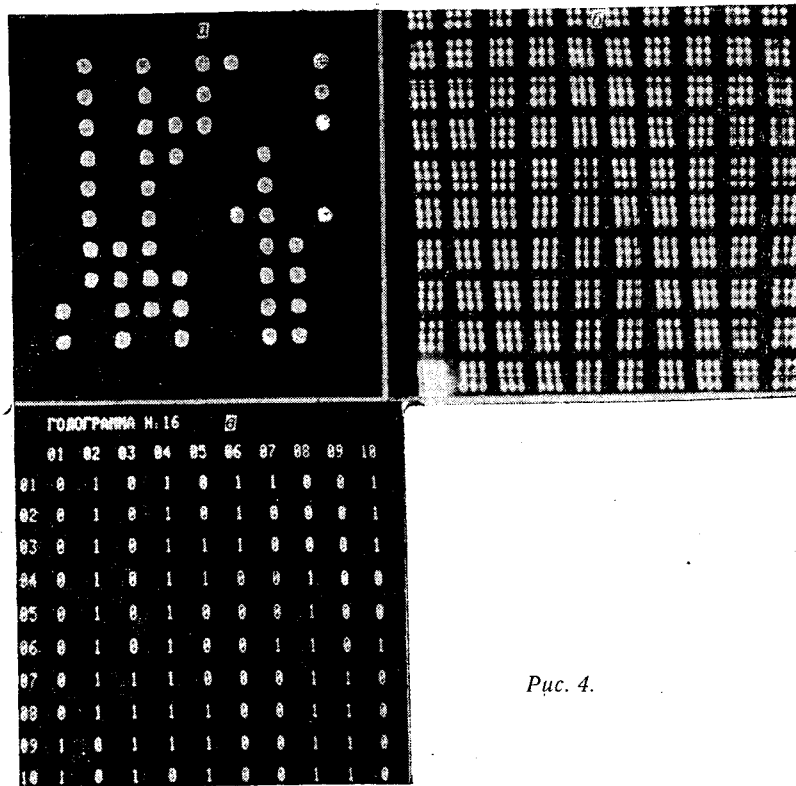


Рис. 4.

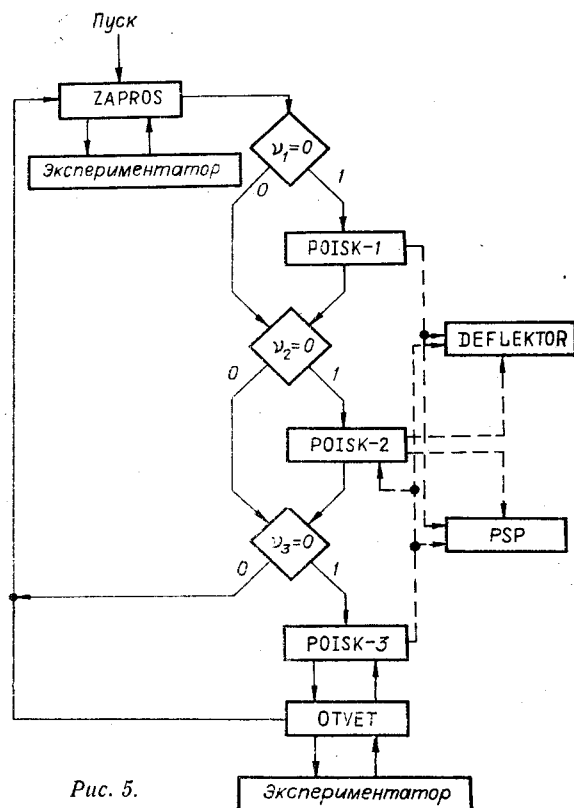


Рис. 5.

страницы растром из  $3 \times 3$  точек и выбором порога выделения их единичных значений. На рис. 4 показано изображение, восстановленное из одной признаковой голограммы (а), растр диссектора (б) и результат отображения массива К0 на экране дисплея (в).

Содержимое запроса и требуемый вид поиска (простой поиск, поиск в пределах, упорядоченная выборка) вводятся в систему с помощью буквенно-цифрового дисплея. Адреса искомых органических соединений, являющиеся результатом поиска, отображаются на экране дисплея. В случае упорядоченной выборки адреса соединений выводятся последовательно по командам экспериментатора.

Управление элементами экспериментальной системы при решении задач поиска возложено на разработанное для этих целей математическое обеспечение, представленное на языке символического кодирования PAL-III. В состав математического обеспечения входят обслуживающие подпрограммы (ZAPROS, OTVET), поисковые подпрограммы (POISK-1, 2, 3), управляющие подпрограммы (DEFLECTOR, PSP) и программа DIRECTOR, объединяющая указанные подпрограммы в единое целое. Блок-схема программы DIRECTOR представлена на рис. 5. Пунктирные связи соответствуют взаимным обращениям подпрограмм. Подпрограмма ZAPROS обслуживает экспериментатора на этапе составления запроса. По окончании работы с экспериментатором подпрограмма ZAPROS позволяет определить конфигурацию программы DIRECTOR (путем задания единичного значения одной из меток  $v_1, v_2, v_3$ ) и подготавливает исходные данные для подпрограмм POISK-1, POISK-2. По окончании поиска подпрограмма OTVET осуществляет вывод на экран дисплея адресов найденных органических соединений.

Основными подпрограммами математического обеспечения системы являются поисковые подпрограммы — POISK-1, POISK-2 и POISK-3, моделирующие работу признаковой памяти при решении соответственно задач простого поиска, поиска в пределах и упорядоченной выборки.

Остановимся теперь на алгоритмах, лежащих в основе этих подпрограмм.

1. Простой поиск адресов соединений выполняется по совпадению молекулярных весов в их описаниях и в запросе. Это осуществляется путем вычисления в памяти системы логических функций равнозначности

$$y_h = \bigcap_{n=1}^N (Z_n K_{hn} + \bar{Z}_n \bar{K}_{hn}), \quad (1)$$

где  $\bigcap$  — знак логического произведения,  $h = \overline{1, N}$ . Разряды запроса ( $Z_1 \dots Z_n \dots Z_N$ ) могут принимать значения 0, 1, M (маска). При заданных значениях разрядов запроса функции ( $y_1, \dots, y_h, \dots, y_N$ ) одинаковым образом зависят от соответствующих разрядов молекулярных весов ( $K_{h1}, \dots, K_{hn}, \dots, K_{hN}$ ). Они выражаются через логическое произведение их немаскированных разрядов, взятых с инверсией или без инверсии. В связи с этим задача простого поиска может быть решена не более чем за  $N$  команд обращения к дефлектору и операций ПСП типа  $K0 K1 \rightarrow K1$  и  $\bar{K}0 K1 \rightarrow K1$ . Блок-схема алгоритма простого поиска приведена на рис. 6.

2. Задача поиска соединений, молекулярные веса которых лежат в заданных пределах  $(Z_1 \dots Z_n \dots Z_N)^a \div (Z_1 \dots Z_n \dots Z_N)^b$ , решается путем вычисления:

а) функции  $(y_1, \dots, y_h, \dots, y_N)^a$ , соответствующей адресам соединений, молекулярные веса которых удовлетворяют неравенству  $(K_{h1} \dots \dots K_{hn} \dots K_{hN}) < (Z_1 \dots Z_n \dots Z_N)^a$ ;

б) функции  $(y_1, \dots, y_h, \dots, y_H)^n$ , соответствующей адресам соединений, молекулярные веса которых удовлетворяют неравенству  $(K_{h1} \dots K_{hN}) > (Z_1 \dots Z_n \dots Z_N)^n$ ;

в) логического произведения этих функций, в результате чего получается массив  $(A_1, \dots, A_h, \dots, A_H)$ , указывающий на адреса искоемых соединений.

Алгоритмы поиска по неравенству сходны между собой и основаны на сравнении чисел по соотношению их старших разрядов. Блок-схема алгоритма вычисления функций  $(y_1, \dots, y_h, \dots, y_H)^n$  представлена на рис. 7. Способ реализации алгоритма поиска вытекает из итеративного представления этих функций. Исходный вид функции определяется по правилу: признак запроса больше признака описания массива, если его старший разряд больше соответствующего разряда признака описания  $(Z_1^B \bar{K}_{h1})$  или они равны  $(Z_1^B \cdot K_{h1} + \bar{Z}_1^B + \bar{K}_{h1})$ , но больше следующий по весу разряд и т. д. В результате последовательного применения этого правила ко всем разрядам сравниваемых пар признаков получим систему функций вида

$$y_h^B = Z_1^B \bar{K}_{h1} + (Z_1^B K_{h1} + \bar{Z}_1^B \bar{K}_{h1}) Z_2^B \bar{K}_{h2} + \dots + (Z_1^B K_{h1} + \bar{Z}_1^B \bar{K}_{h1}) \dots Z_{N-1}^B K_{h(N-1)} + \bar{Z}_{N-1}^B \bar{K}_{h(N-1)} Z_N^B \bar{K}_{hN}. \quad (2)$$

В итеративной форме каждая из функций  $y_h^B$  вычисляется последовательно за  $(N-1)$  шагов:

$$y_h^B(N-1) = Z_{N-1}^B \bar{K}_{h(N-1)} + (Z_{N-1}^B K_{h(N-1)} + \bar{Z}_{N-1}^B \bar{K}_{h(N-1)}) y_h^B(N);$$

$$y_h^B(n) = Z_n^B \bar{K}_{hn} + (Z_n^B K_{hn} + \bar{Z}_n^B \bar{K}_{hn}) y_h^B(n+1);$$

$$y_h^B(1) = Z_1^B \bar{K}_{h1} + (Z_1^B K_{h1} + \bar{Z}_1^B \bar{K}_{h1}) y_h^B(2),$$

где  $y_h^B(N) = Z_N^B \bar{K}_{hN}$ ;  $y_h^B(1) = y_h^B$ . На  $n$ -м шаге при  $Z_n^B = 1$  в ПСП вычисляется в виде логического массива  $K2$  функции  $y_h^B(n) = \bar{K}_{hn} + K_{hn} y_h^B(n-1)$ ,  $h = \bar{1}, \bar{H}$ , а при  $Z_n^B = 0$  — функции  $y_h^B(n) = \bar{K}_{hn} y_h^B(n-1)$ ,  $h = \bar{1}, \bar{H}$ .

Итеративная форма представления искоемых функций (3) по сравнению с исходной формой (2) удобна тем, что в процессе поиска по неравенству  $(K_{h1} \dots K_{hN}) < (Z_1 \dots Z_n \dots Z_N)^n$  к каждой признаковой голограмме можно обращаться только один раз, в результате чего сокращается время поиска. Аналогичным образом вычисляется система функций  $(y_1, \dots, y_h, \dots, y_H)^n$ . Результат поиска в виде логического массива  $K3$  формируется на третьем уровне памяти ПСП.

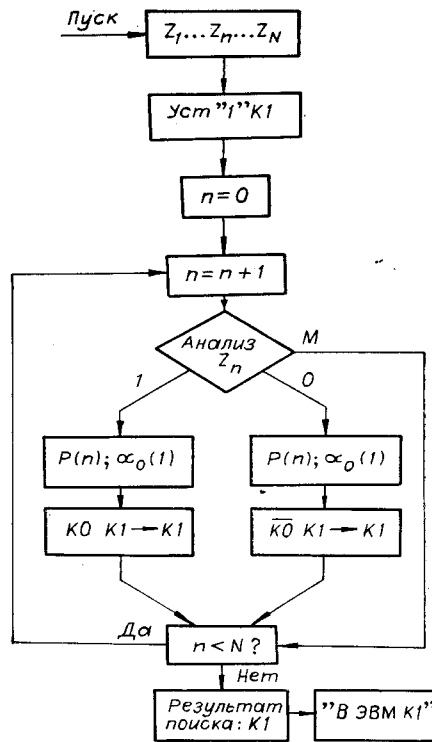


Рис. 6.



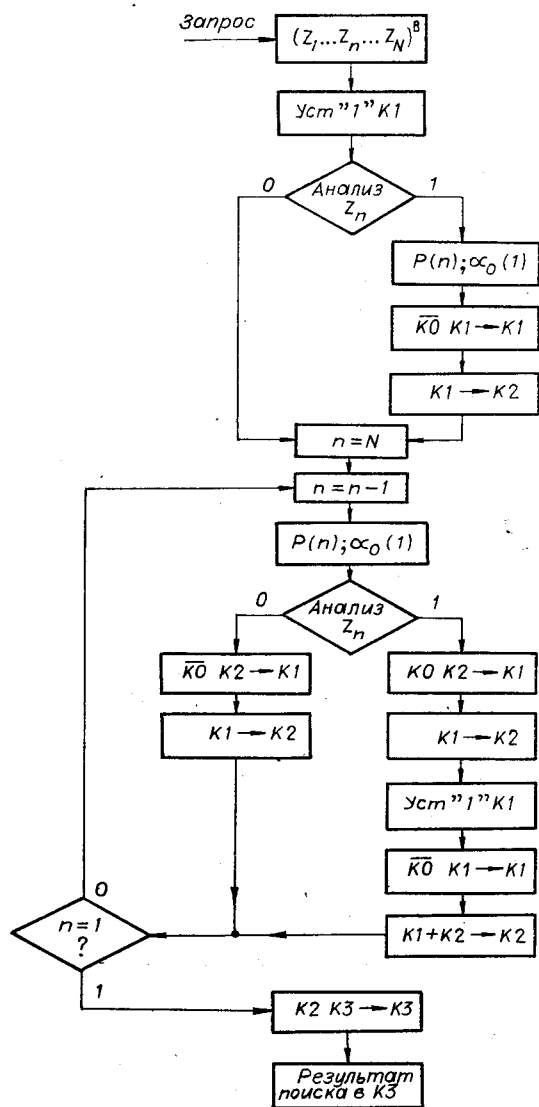


Рис. 7.

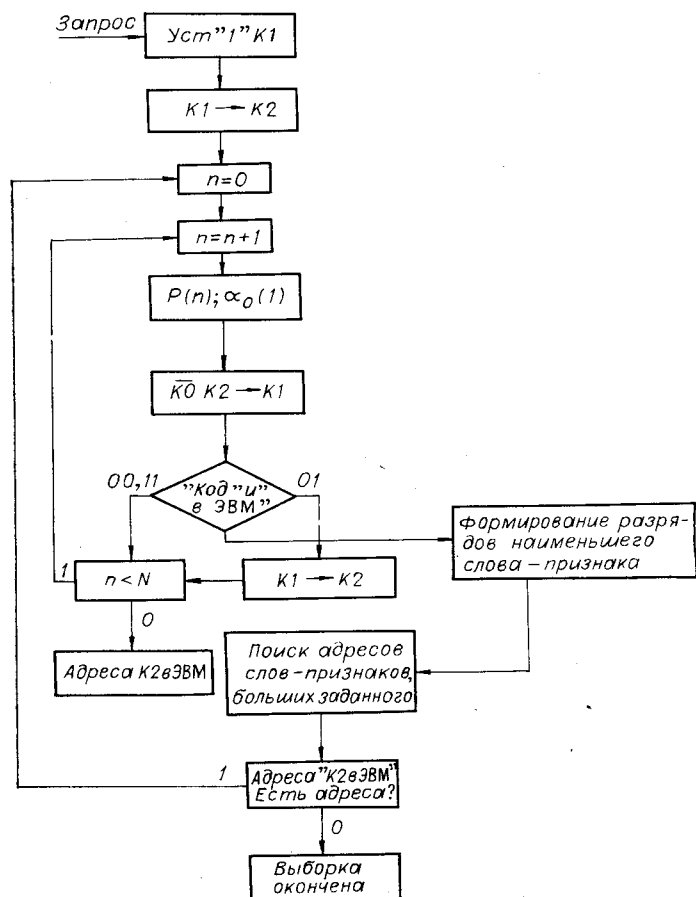


Рис. 8.

Описанная процедура поиска соединений, молекулярные веса которых лежат в заданных пределах, требует  $2 \times N$  операций обращения к дефлектору и в среднем (исходя из равного числа 0 и 1 в запросе)  $7 \times N$  логических операций ПСП.

3. Алгоритм упорядоченной выборки (рис. 8) основан на поиске адресов соединений, молекулярные веса которых минимальны среди молекулярных весов, больших по абсолютному значению слова запроса. В связи с этим процедура адресов и значений молекулярных весов соединений в процессе упорядоченной выборки разбивается на две части: поиск адресов соединений, молекулярные веса которых больше заданного слова запроса, и поиск среди них адресов соединений с наименьшим молекулярным весом. Выборка адреса первого органического соединения и нахождение значения его молекулярного веса начинается со второй части процедуры. В дальнейшем найденное значение молекулярного веса становится словом запроса и поиск адреса следующего органического соединения и его молекулярного веса реализуется путем выполнения обеих частей процедуры упорядоченной выборки.

Алгоритм поиска по неравенству описан выше. Поиск минимального значения среди заданного массива молекулярных весов осуществляется путем последовательного анализа их одноименных разрядов («Код и в ЭВМ») и исключением тех соединений, веса которых имеют единицы в старших разрядах. Равные разряды в двоичных представлениях молекулярных весов не учитываются. В разработанном алгоритме упорядочен-

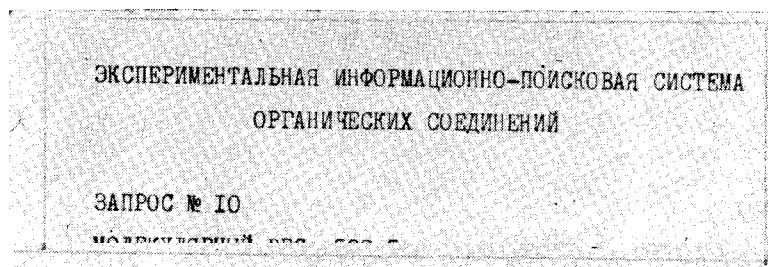


Рис. 9.

ной выборки на выдачу одного адреса органического соединения и его молекулярного веса требуется не более  $2 \times N$  операций обращения к дефлектору,  $5 \times N$  логических операций ПСП и  $N$  операций анализа одноименных разрядов молекулярных весов.

В качестве примера на рис. 9 приведены запрос на поиск органического соединения с молекулярным весом 580,5 и ответ системы в виде адреса искомого соединения на экране дисплея. Время поиска в экспериментальной системе определялось в основном быстродействием дефлектора (время переключения  $\sim 100$  мкс) и диссектора (время ввода изображения в ЭВМ  $\sim 20$  мс). На решение задач простого поиска требовалось около 0,3 с, задач сложного поиска — 0,5—1 с.

Важным вопросом, возникающим при применении предложенного варианта признаковой памяти, является вопрос его эффективности по сравнению с другими возможными аналогами такой памяти. Емкость модуля памяти голограммного ЗУ с произвольной выборкой может составлять  $10^8$  бит и соответствует емкости современных магнитных дисков, используемых в качестве внешней памяти ЭВМ. Поэтому правомерно сравнить времена поиска информации в голограммном признаковом ЗУ и в системе типа «магнитный диск — ЭВМ».

В табл. 2 приведены оценки времени решения типовых задач поиска в сравниваемых вариантах систем, где приняты следующие обозначения:  $R_k$  — разрядность канала;  $V_k$  — пропускная способность канала свя-

Таблица 2

Тип системы	Простой поиск	Поиск в пределах	Упорядоченная выборка
«магнитный диск — ЭВМ»	$\frac{NH}{R_k} \frac{1}{V_d} + N(2T_o + T_c + T_{лк})$ 1,376 с	$\frac{NH}{R_k} \frac{1}{V_d} + 2N(2T_o + T_c + T_{лк})$ 2,506 с	$\frac{NH}{R_k} \frac{1}{V_d} \sqrt{N}(T_o + 0,5T_c + T_{лк})$ 0,266 с
«голограммное признаковое ЗУ — ЭВМ»	$N(T_d + T_f + T_{ло}) + 2\sigma \frac{1}{V_k}$ 0,000606 с	$N(2T_d + 2T_f + 7T_{ло}) + 2\sigma \frac{1}{V_k}$ 0,001152 с	$N(2T_d + 2T_f + 5T_{ло} + 5T_a) + (N+1) \frac{1}{4V_k}$ 0,001222 с

зи ЭВМ с внешними устройствами (кбайт/с);  $V_d$  — скорость выдачи данных с магнитного диска (кбайт/с);  $T_o$  — время обращения к оперативной памяти ЭВМ;  $T_c$  — время выполнения операции сложения в ЭВМ;  $T_{лк}$  — время выполнения логических команд при организации программ поиска;  $T_d$  — время произвольной адресации светового пучка дефлектором;  $T_\phi$  — время накопления фотоматрицы;  $\sigma$  — число искомых адресов;  $T_a$  — время анализа логического массива  $K1$ .

Предполагалось, что в системе «магнитный диск — ЭВМ» (в качестве примера рассматривалась ЭВМ ЕС1030 с магнитным диском ЕС5056) весь поисковый массив ( $N \times H$ ) передается в ЭВМ. Передача осуществляется по байтам ( $R_k=8$ ) и ограничена скоростью выдачи данных с диска ( $V_d=156$  кбайт/с). В системе «голограммное ЗУ — ЭВМ» по каналу связи ( $V_k=900$  кбайт/с) передаются в ЭВМ только искомые адреса (пусть  $\sigma=0,01H$ ), которые задаются словом не более чем в 2 байта. Для задачи упорядоченной выборки на каждую выборку, кроме выдачи ответа, предварительно  $N$  раз передается код  $i$ . При поиске адресов в системе «магнитный диск — ЭВМ» время выполнения вычислительных операций ( $T_o=1,25$  мкс,  $T_c=10$  мкс,  $T_{лк}=100$  мкс) пропорционально числу обрабатываемых массивов данных  $H$ . В основу алгоритма упорядоченной выборки здесь положен метод Шелла [3], согласно которому время, затрачиваемое на получение одного ответа, пропорционально  $\sqrt{H}$ . В голограммной признаковой памяти объем вычислительных операций пропорционален числу разрядов признака  $N$ , поскольку ввод разрядов запроса в этом случае осуществляется последовательно с помощью дефлектора. Время поиска зависит от быстродействия дефлектора, фотоматрицы и времени выполнения логических операций в ПСП.

Сопоставление систем «голограммное признаковое ЗУ — ЭВМ», «магнитный диск — ЭВМ» при указанных значениях параметров для случая поиска в массиве из  $10^4$  32-разрядных признаков массивов данных показывает, что затраты времени на решение типовых задач поиска в первом случае на 2—3 порядка меньше, чем во втором. Тем самым подтверждается эффективность организации поиска информации в системах голографической памяти со страничной обработкой данных.

Дальнейшее эффективное снижение времени поиска в голограммных признаковых ЗУ может быть достигнуто за счет параллельно-последовательного или параллельного ввода разрядов запроса, что связано с применением линеек или матриц модуляторов света.

В заключение авторы считают своим долгом выразить благодарность Ю. В. Вовку и Ю. А. Попову за помощь, оказанную ими при выполнении данной работы.

#### ЛИТЕРАТУРА

1. П. Е. Твердохлеб. Оптические системы памяти с выборкой по содержанию. — «Автометрия», 1976, № 6, с. 3—14.
2. Г. И. Громилин, Г. Е. Касперович, С. Ф. Кибирев, Г. С. Прокопенко, А. И. Чернышов. Двухкоординатный шлейфовый дефлектор с квазиоптимальным по времени управлением. — «Автометрия», 1976, № 6, с. 105—109.
3. В. М. Глушков, В. П. Гладун, Л. С. Лозинский, С. Б. Погребинский. Обработка информационных массивов в автоматизированных системах управления. Киев, «Наукова думка», 1970.

Поступила в редакцию 26 мая 1976 г.