

## АРХИТЕКТУРА ОПТИЧЕСКИХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ

УДК 681.32 : 681.382

О. Л. Бандман

(Новосибирск)

### ЭЛЕКТРООПТИЧЕСКАЯ РЕАЛИЗАЦИЯ КЛЕТОЧНЫХ СТРУКТУР ОБРАБОТКИ ДАННЫХ

Предлагается метод синтеза логической структуры электрооптических клеточных вычислителей, реализующих алгоритм, заданный параллельной микропрограммой. При этом преследуются две цели: первая состоит в том, чтобы показать возможности электрооптической схемотехники для реализации параллельных вычислительных структур, вторая — в том, чтобы продемонстрировать работоспособность методов параллельного микропрограммирования для проектирования и исследования оптических устройств клеточного типа. Приводятся оценки сложности его реализации и ожидаемые технические характеристики. Метод иллюстрируется синтезом структуры клеточного умножителя.

**Введение.** Как и предполагалось на начальных этапах развития микроэлектроники, технология полупроводниковых схем достигла такого уровня, когда сдерживающим дальнейшее развитие фактором стала проблема соединений. Эта проблема имеет два аспекта. Во-первых, ограниченное число каналов ввода/вывода интегральной схемы вынуждает предпочитать последовательную архитектуру устройства обработки массива информации. Во-вторых, соединения между активными элементами схемы занимают на подложке большую часть площади (до 90 %) и требуют больших усилий по их проектированию [1]. Кроме того, влияние соединений на производительность усиливается с ростом быстродействия транзисторов.

Применение оптических методов обработки информации должно дать качественный сдвиг в решении проблем соединений. Проблема внешней коммутации считается принципиально решенной [2]. Она связана с созданием интегральных управляемых матриц модуляторов света и фотоприсмиков.

Для решения проблемы внутренней коммутации известен целый спектр предложений. С одного края спектра находятся системы, в которых внутренняя коммутация совсем отсутствует (например, теневые процессоры и процессоры символических подстановок [3, 4]). С другого края спектра располагаются системы, требующие интенсивных обменов между активными элементами на плоскости (например, интегральная оптика). В этих системах так же, как и в полупроводниковых схемах, уменьшение вредного влияния связей на быстродействие достигается за счет клеточной архитектуры [5]. Наиболее эффективным представляется промежуточный вариант — многослойная структура. В каждом ее слое межэлементные связи выполняются в виде полос металлизации, как и в полупроводниковых схемах. Между слоями активные элементы связаны световыми сигналами. Сокращение общей длины соединений достигается, во-первых, за счет клеточной структуры устройства и, во-вторых, за счет перевода связей в третье измерение. Оценить, насколько переход к многослойной (трехмерной) архитектуре увеличит быстродействие и аппаратные затраты, можно только качественно, опираясь на исследования абстрактных моделей. Например, известно [6], что при отображении

произвольных графов с  $N$  вершинами в плоскую двумерную решетку суммарная длина связей между вершинами пропорциональна  $N$ , а при отображении в трехмерную решетку —  $\sqrt{N}$ . Очевидно, что такие общие оценки могут дать не более чем ориентировку для исследования архитектур оптических вычислений. Более определенные выводы можно сделать на основе исследования конкретных архитектур с учетом выбранной элементной базы.

Предметом исследования, представленного в статье, является клеточная архитектура электрооптических устройств обработки информации. Исследование преследует две цели: первая состоит в том, чтобы показать возможности электрооптической схемотехники для реализации параллельных вычислительных структур [7, 8], вторая — в том, чтобы продемонстрировать работоспособность методов параллельного микропрограммирования [9] для проектирования и анализа оптических устройств клеточного типа.

Электрооптические схемы выбраны для исследования по двум причинам. Во-первых, они представляют собой близкое соответствие абстрактной модели многослойной структуре. Это дает основание делать некоторые общие заключения, исходя из конкретных примеров. Во-вторых, электрооптическая технология разработана до такого уровня, что можно достаточно достоверно оценить технические характеристики будущих устройств в интегральном исполнении.

Параллельное микропрограммирование — это набор средств алгоритмического проектирования клеточных структур. Оно опирается на абстрактную модель распределенных вычислений, называемую алгоритмом параллельных подстановок (АПП) [9, 10]. Эта модель и построенная на ней теория составляют формальную основу для языков описания и моделирования клеточных вычислений [11], методов их композиции и декомпозиции [12], синтеза управления распределенными взаимодействиями [13] и т. д. Очень важными для представления оптических вычислений являются следующие две особенности АПП: 1) функциональное отображение межклеточных связей, что обеспечивает инвариантность параллельной микропрограммы относительно размеров клеточного пространства; 2) интерпретируемость параллельной микропрограммы сетью из автоматов, на чем основывается формальный синтез архитектуры устройства.

Материал статьи расположен следующим образом. В первом разделе представлен метод построения логической структуры устройства, реализующего заданную параллельную микропрограмму. Во втором разделе показаны варианты схемотехнической реализации клеточной структуры, а также оценки аппаратурной сложности и ожидаемые технические характеристики. И наконец, приводится пример построения архитектуры электрооптического умножителя.

1. Параллельная микропрограмма и логическая структура клеточного устройства. Параллельная микропрограмма задает вычислительный процесс в клеточном массиве. Каждый бит клеточного массива представлен не только символом алфавита (состоянием клетки), но и местом в клеточном массиве (именем клетки). Процедура вычислений записывается в виде множества параллельных подстановок. В левой части каждой подстановки содержится условие применимости подстановки. Эти условия задаются перечислением состояний группы клеток-соседей (шаблоном). В правой части подстановки указаны изменения, которые должны произойти, если условия применимости для клетки выполнены. Вычисление по параллельной микропрограмме есть итерационный процесс с ассоциативным механизмом применения подстановок. На каждом итерационном шаге выполняются все применимые подстановки на всем клеточном массиве.

Формально клеточный массив определяется как множество клеток  $W = \{(a, m) : a \in A, m \in M\}$ , где  $A$  — алфавит состояний,  $M$  — множество имен клеток. В нашем случае  $A = \{0, 1\}$ ,  $M = \{(i, j, k)\}$ . На множестве имен определены именуемые функции  $\varphi_i(m) = m + \omega$  ( $\omega$  — вектор длиной  $k$  для  $k$ -мерного пространства), указывающие для каждой клетки с именем  $m \in M$  имя клетки-соседа  $m_i = m + \omega$ . С помощью именуемых функций с каждой клеткой с именем  $m \in M$  ассоциируется клеточный массив

$$S(m) = \{a_i, \varphi_i(m)\}, \quad i = 1, \dots, n, \quad (1)$$

в котором все именуемые функции различны. В [9, 10] функция  $S(m)$  называется конфигурацией.

Преобразования исходного клеточного массива  $W_0$  задаются параллельными микрокомандами вида

$$\theta_j : S_{j1}(m) \cup S_{j2}(m) \Rightarrow S_{j3}(m) \quad \text{для всех } m \in M, \quad (2)$$

где  $S_{j1}(m)$ ,  $S_{j2}(m)$  и  $S_{j3}(m)$  — функции вида (1). Левая часть (2) (обозначаемая далее  $S_{jL}$ ) определяет для каждого  $m \in M$  два подмассива:  $S_{j1}(m)$  — базовый,  $S_{j2}(m)$  — контекстный. Правая часть  $S_{j3}(m)$  имеет тот же набор имен клеток, что и  $S_{j1}(m)$ .

Микрокоманда  $\theta_j$  применима к клеточному массиву  $W$ , если найдутся в нем клетки с именами  $m \in M$ , для которых

$$S_{j1}(m) \cup S_{j2}(m) \subseteq W_0. \quad (3)$$

Применение  $\theta_j$  к  $W$  означает замену состояний клеток массива  $S_{j1}(m)$  на состояния одноименных клеток из  $S_{j3}(m)$ . Причем такая замена производится одновременно для всех  $m \in M$ , для которых справедливо (3).

Множество параллельных микрокоманд  $\Phi = \{\theta_1, \dots, \theta_r\}$  задает параллельную микропрограмму. Исполнение микропрограммы  $\Phi$  над  $W_0$  представляет собой синхронную итерационную процедуру, в которой на каждом шаге применяются все микрокоманды, а выполняется в данной клетке та, которая на этом шаге применима.

Из этого краткого формального описания параллельной микропрограммы следует, что каждая клетка должна уметь выполнять следующие операции: 1) воспринимать состояние клеток подмассивов, ассоциированных с ней левыми частями всех микрокоманд; 2) распознавать применимую микрокоманду или устанавливать неприменимость ни одной из них; 3) если установлена применимость какой-либо микрокоманды, то выполнять смену состояний клеток массива  $S_{j1}(m)$  на состояния, указанные в правой части.

Формально такая работа клетки легко выражается системой булевых функций. Пусть  $I_L(m)$  — множество именуемых функций, содержащихся в левых частях всех микрокоманд:  $I_L(m) = \{\varphi_i(m), \dots, \varphi_n(m)\}$ . Аналогично  $I_R(m)$  — множество именуемых функций, содержащихся в правых частях всех микрокоманд:  $I_R(m) = \{\varphi_i(m), \dots, \varphi_n(m)\}$ . Из (2) ясно, что  $I_R(m) \subseteq I_L(m)$ . Пусть далее  $\theta_R(\varphi_k)$  и  $\theta'_R(\varphi_k)$  — множества микрокоманд, содержащих в правых частях клетки  $(1, \varphi_k(m))$  и  $(0, \varphi_k(m))$  соответственно.

Состояниям клеток с именами из  $I_L(m)$  поставим в соответствие множество булевых переменных  $X = \{x_1, \dots, x_n\}$ , а новым состояниям клеток с именами из  $I_R(m)$  — множество булевых функций  $Y = \{y_1, \dots, y_n\}$ . Логический преобразователь клетки воспринимает значения переменных  $X$ , распознает по ним применимую микрокоманду и, если таковая обнаружена, вырабатывает новые состояния для клеток ее базового подмассива. Распознавание применимой  $\theta_j \in \Phi$  производится путем проверки условия (3), которое выражается конъюнкцией

$$K_j = \tilde{x}_1 \tilde{x}_2 \dots \tilde{x}_n, \quad (4)$$

где  $\tilde{x}_i = x_i$ , если  $S_{jL}$  содержит  $(1, \varphi_i(m))$ ,  $\tilde{x}_i = \bar{x}_i$ , если  $S_{jL}$  содержит  $(0, \varphi_i(m))$ ,  $\tilde{x}_i = 1$ , если  $S_{jL}$  не содержит  $\varphi_i(m)$ .

Новые состояния согласно (2) и (4) выражаются в виде функций

$$y_k = \bigvee_{\theta_j \in \theta'_R(\varphi_k)} K_j; \quad \bar{y}_k = \bigvee_{\theta_j \in \theta_R(\varphi_k)} K_j. \quad (5)$$

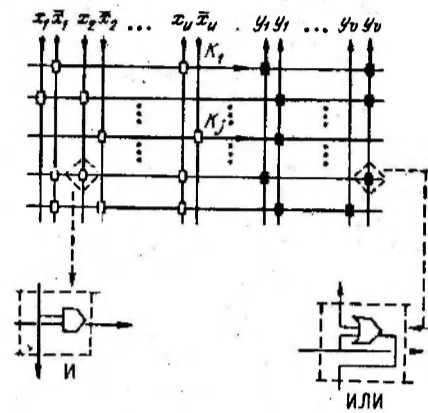


Рис. 1

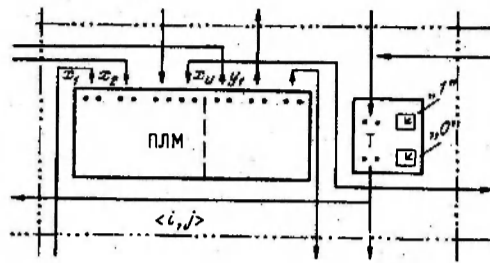


Рис. 2

Система уравнений (5) реализуется в виде регулярной схемы, называемой программируемой логической матрицей (ПЛМ) (рис. 1). Входные переменные подаются в схему по шинам-столбцам левой половины матрицы. В ее строках реализуются конъюнкции (4). В столбцах правой матрицы выполняются дизъюнкции (5).

Как показано в [9], параллельная микропрограмма полностью определяет архитектуру реализующего ее устройства. На абстрактном уровне архитектура задается сетью конечных автоматов, причем клетке соответствует автомат с тем же именем. Функционирование автомата описано уравнениями (5). Внутренняя память (триггер Т) хранит состояние клетки. Межавтоматные связи легко строятся по тексту параллельной микропрограммы: множество  $I_L(m)$  перечисляет имена автоматов, чьи элементы памяти соединены с входами  $x_1, \dots, x_n$ ; множество  $I_U(m)$  — имена автоматов, к чьим элементам памяти идут выходы  $y_1, \dots, y_n$  (рис. 2).

Приведенный выше формальный переход от параллельной микропрограммы к архитектуре устройства показывает, что логическое проектирование сводится к проведению межавтоматных связей и расстановке активных элементов в ПЛМ. Техническое проектирование зависит от особенностей элементной базы. Далее делается попытка учесть особенности электрооптической элементной базы для того, чтобы оценить ее возможности.

## 2. Электрооптические реализации параллельной микропрограммы.

Минимальное число слоев в электрооптических структурах равно двум. В одном слое находится модулятор света, меняющий свою прозрачность под действием электрического напряжения, в другом — фотоприемник, меняющий свою проводимость под воздействием света. Для определенности будем рассматривать схемы потенциального типа [7] и считать, что прозрачное состояние модулятора света (напряжение на модуляторе  $U_m = U_0$ ) соответствует логической «1». При этих предположениях базовые логические функции реализуются схемами, показанными на рис. 3 ( $k = 2$ ) и рис. 4 ( $k > 2$ ). На основе этих схем можно построить множество разных реализаций систем булевых функций (5). Наиболее компактной представляется двухслойная схема программируемой

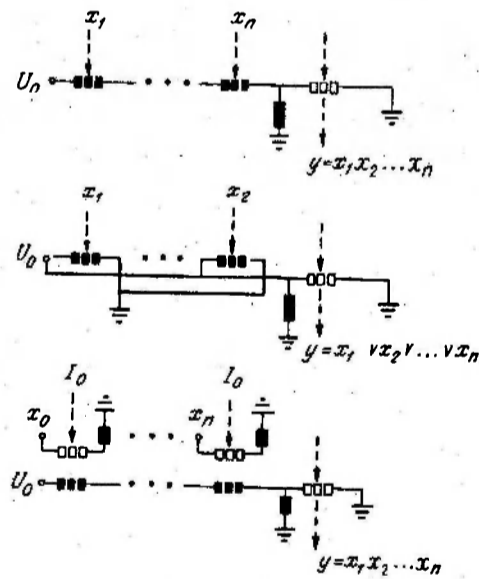


Рис. 3

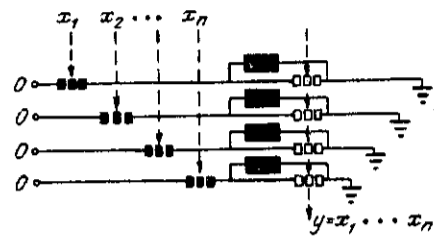


Рис. 4

логической матрицы, отображающая систему булевых функций (5) в преобразованном по правилу Де Моргана [14] виде:

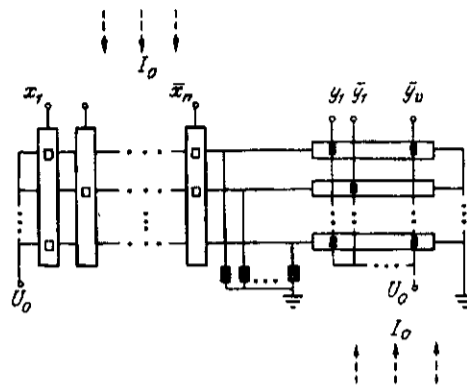


Рис. 5

$$y_k = \bigwedge_{\theta_j \in \theta_R(\varphi_k)} \overline{K_j}; \quad \overline{y_k} = \bigwedge_{\theta_j \in \theta_R(\varphi_k)} K_j. \quad (6)$$

Один из вариантов электрооптической схемы ПЛМ изображен на рис. 5. Входы  $\{x_1, \dots, x_n\}$  расположены в первом (верхнем) слое ( $k = 1$ ). Входные сигналы подаются на них в виде уровней напряжений в парафазном коде на соответствующие пары  $(x_i, \overline{x}_i)$  вертикальных полос — модуляторов света. Во втором слое расположены горизонтальные проводящие полосы. В местах пересечений, соответствующих выражениям (4), во втором слое находятся фотоприемники. Таким образом, каждая проводящая полоса реализует отрицание внутренней конъюнкции из (6), значение которой подается в виде напряжения на горизонтальные полосы — модуляторы света правой матрицы. На вертикальных полосах первого слоя правой матрицы получают значения функций  $y_1, \dots, y_n$ .

Проектирование ПЛМ, реализующей параллельную микропрограмму, сводится к определению размеров матричной схемы (число строк, число столбцов) и расстановке фотоприемников в левой и правой частях матрицы в соответствии с выражениями (4) и (5). Если эта процедура выполняется на этапе проектирования, то она называется «жестким» микропрограммированием. Если же ПЛМ можно настраивать на заданные функции на этапе эксплуатации и изменять настройку, то ее называют перепрограммируемой. В перепрограммируемой матрице фотоприемники ставятся на каждом пересечении строки и столбца (в левой подматрице — во втором слое, а в правой — в первом). Между первым и вторым ставится дополнительный слой, в котором на месте каждого пересечения имеется «окно». Координатная сетка шин обеспечивает подачу импульсов напряжения, закрывая или открывая нужные окна. Окна выполняются из модуляторов света с запоминанием состояния.

Регулярность логической структуры клетки позволяет получить приближенные оценки аппаратурной и временной сложности реализации заданной параллельной микропрограммы до проведения технического проектирования устройства. Поскольку методов получения таких оценок для электрооптической элементной базы пока не существует, то имеет смысл воспользоваться приемами теории сложности «плоских» микросхем [1]. Аппаратурную сложность будем оценивать через объем, который занимает электрооптическое устройство, реализующее заданную микропрограмму  $\Phi$ :

$$V(v, u, v) = Ak, \quad (7)$$

где  $A$  — площадь слоя;  $k$  — число слоев;  $v, u, v$  — параметры параллельной микропрограммы. Площадь слоя, в свою очередь, равна площади клетки  $A_k$ , умноженной на их число  $N = |M|$ . Площадь выражается в условных квадра-

тах со стороной  $\alpha$  (в [1] и другой литературе по микроэлектронике этот параметр обозначается символом  $\lambda$ ), равной минимальному линейному размеру окна модулятора света.

При подсчете площади, занимаемой схемой, принимаются следующие условные допущения (рис. 6): 1) расстояние между осями полос двух рядом расположенных модуляторов света не менее  $4\alpha$ ; 2) ширина проводящей шины не менее  $1/4\alpha$ ; 3) расстояние между осями рядом расположенных проводящих шин не менее  $\alpha$ ; 4) минимальный линейный размер фотоприемника равен  $\alpha$ .

Площадь клетки складывается из площади ПЛМ, площади триггера и площади, занимаемой проводниками связи с другими клетками (см. рис. 2):

$$A_k = (A_{\text{ПЛМ}} + A_r + A_{\text{св}})\beta, \quad (8)$$

где  $\beta$  — технологический коэффициент, учитывающий необходимость размещения емкостей, резисторов, электронных повторителей и т. д.,  $\beta = 1,5-2$ .

Площадь, занимаемая ПЛМ, легко подсчитывается, исходя из числа строк и столбцов (см. рис. 5):

$$A_{\text{ПЛМ}} = (4\alpha)^2 v(u + v). \quad (9)$$

Площадь, занимаемая триггером, равна площади двух схем ИЛИ-НЕ с дополнительными оптическими входами извне для записи исходной информации (рис. 7). Всего требуется шесть активных элементов, поэтому

$$A_r = (4\alpha)^2 6 = 100\alpha^2. \quad (10)$$

Электрические проводящие шины соединяют входы и выходы ПЛМ и триггера с клетками-соседями. Всего соединительных шин  $2(u + 2v)$ . Считая, что каждая шина имеет длину, приблизительно равную полупериметру клетки, получим

$$A_{\text{св}} = (u + v + v)(u + 2v)\alpha^2. \quad (11)$$

Суммируя (9)–(11) и округляя результат, получим

$$A_k = [32v(u + v) + (u + v)^2 + 100] \alpha^2 \beta. \quad (12)$$

Чтобы представить себе конкретные значения параметров  $A$  и  $V$ , можно подсчитать их для двухслойной схемы клеточного сумматора, предназначенного для сложения  $m$  целых  $n$ -разрядных чисел. Параллельная микропрограмма такого сумматора [9, 10] содержит две микрокоманды, а количество соседей по входам и выходам — соответственно  $u = 5$ ,  $v = 3$ . Общая площадь устройства  $A = (n + \log m)mA_k$ , где  $(n + \log m)$  — разрядность суммы, равная числу столбцов клеточного поля;  $m$  — число слагаемых, равное числу строк клеточного поля. При  $m = 10$ ,  $n = 12$ ,  $\alpha = 10$  мкм,  $\beta = 1,6$  и расстоянии между слоями  $d = 0,5$  мм площадь сумматора  $A = 16$  мм<sup>2</sup>, объем  $V = 8$  мм<sup>3</sup>.

Очевидно, что величина  $A_k$ , подсчитанная по (12), является верхней оценкой, т. е. определяет площадь клетки структуры, в которой можно реализовать любую параллельную микропрограмму с параметрами  $u$ ,  $v$ ,  $v$ .

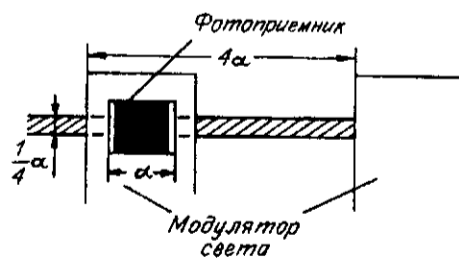


Рис. 6

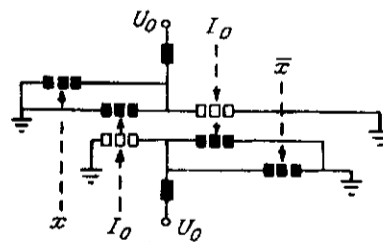


Рис. 7

При подсчете времени, необходимого для выполнения операции в полупроводниковых схемах [1], суммируются времена последовательных переключений в схеме и время распространения сигнала по проводникам. В электрооптических схемах время переключения активного элемента ( $\tau = 10^{-7}$  с) много больше, чем время распространения сигнала по коротким межклеточным связям. Поэтому можно считать, что время выполнения одной итерации в клеточной структуре  $T \geq 3\tau$  (логическая глубина ПЛМ равна 2 плюс одно переключение триггера). Очень важным является тот факт, что время  $T$  не зависит от параметров параллельной микропрограммы. При этом с некоторым огрублением и учетом вспомогательных схмотехнических добавок можно предположить, что тактовая частота электрооптических структур будет близка к  $10^6$  1/с.

3. Электрооптический клеточный умножитель. Клеточное устройство для умножения двух  $n$ -разрядных чисел  $A$  и  $B$  реализует следующий алгоритм. На каждом  $i$ -м шаге множимое  $A = (a_{2n}, \dots, a_1)$  умножается на значение  $i$ -го разряда множителя  $B = (b_{2n}, \dots, b_1)$  (в векторах  $A$  и  $B$  значения  $n$  старших разрядов равны 0). Полученное частичное произведение  $X^i = (x_{2n}^i, \dots, x_1^i)$  складывается поразрядно с вычисленными на предыдущем шаге промежуточными значениями суммы  $S^{i-1} = (s_{2n}^{i-1}, \dots, s_1^{i-1})$  и переноса  $C^{i-1} = (c_{2n}^{i-1}, \dots, c_1^{i-1})$ , причем  $S^0 = C^0 = (0, \dots, 0)$ . В результате получают новые значения  $S^i$  и  $C^i$ , где

$$s_j^i = x_j^i \oplus s_j^{i-1} \oplus c_j^{i-1}, \quad (13)$$

$$c_j^i = x_j^i s_j^{i-1} \vee x_j^i s_j^{i-1} \vee x_j^i c_j^{i-1} \vee s_j^{i-1} c_j^{i-1}. \quad (14)$$

Эта процедура называется «алгоритмом 3  $\rightarrow$  2».

Через  $n$  шагов ( $i = n + 1$ ) алгоритм 3  $\rightarrow$  2 кончает свою работу и начинается сложение последней пары чисел  $S^n$  и  $C^n$ , которое выполняется с помощью обычного параллельного сложения с переносом. Таким образом, число шагов алгоритма  $T_a = 2n$ .

Параллельная микропрограмма, представляющая этот алгоритм, составляется следующим образом. Именами клеток служат координаты двумерной решетки:  $M = \{(i, j)\} \cup \{m\}$ , где  $i = 1, \dots, 2n$ ,  $j = 1, \dots, 5$ ,  $m$  — имя управляющей клетки. Состояния клеток каждой строки решетки ( $j = \text{const}$ ) образуют двоичное представление исходных или промежуточных данных. Клетка с именем  $m$  связывает устройство с внешним миром. Она принадлежит одновременно микропрограмме умножителя (в контекстах микрокоманд) и микропрограмме внешнего устройства управления. В течение первых  $n$  тактов ее состояние равно «1», что определяет выполнение алгоритма 3  $\rightarrow$  2. На  $(n + 1)$ -м такте ее состояние изменяется, что означает переход на сложение чисел  $S^n$  и  $C^n$ . Работа умножителя описывается следующими шестью микрокомандами:

$$\begin{aligned} \theta_1 &: (x, \langle i, 1 \rangle) * (y, \langle i \ominus 1, 1 \rangle)(1, m) \Rightarrow (y, \langle i, 1 \rangle); \\ \theta_2 &: (x, \langle i, 2 \rangle) * (y, \langle i \oplus 1, 2 \rangle)(1, m) \Rightarrow (y, \langle i, 2 \rangle); \\ \theta_3 &: (z, \langle i, 3 \rangle) * (x, \langle i, 1 \rangle)(y, \langle 1, 2 \rangle)(1, m) \Rightarrow (xy, \langle i, 3 \rangle); \\ \theta_4 &: (x, \langle i, 4 \rangle)(y, \langle i, 5 \rangle) * (z, \langle 2, 3 \rangle)(1, m) \Rightarrow (f_1(x, y, z), \langle i, 4 \rangle)(f_2(x, y, z), \langle i, 5 \rangle); \\ \theta_5 &: (1, \langle i, 4 \rangle)(0, \langle i, 5 \rangle) * (0, m) \Rightarrow (0, \langle i, 4 \rangle)(1, \langle i, 5 \rangle); \\ \theta_6 &: (1, \langle i, 4 \rangle)(0, \langle i, 5 \rangle)(0, \langle i + 1, 4 \rangle) * (0, m) \Rightarrow (0, \langle i, 4 \rangle)(0, \langle i, 5 \rangle)(1, \langle i + 1, 4 \rangle). \end{aligned} \quad (15)$$

Здесь  $\oplus$  и  $\ominus$  — сложение и вычитание по  $\text{mod}_{2^n}$ ;  $x, y, z$  — переменные символы, действия которых ограничиваются одной микрокомандой, область определения переменных равна  $A$ ; функции  $f_1$  и  $f_2$  соответствуют (13) и (14); фигурные скобки для краткости опущены.

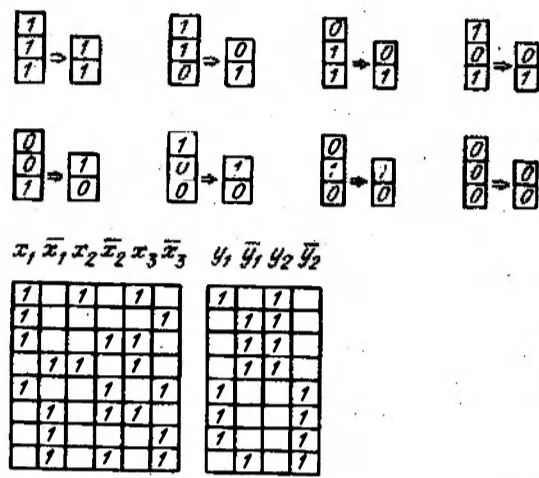


Рис. 8

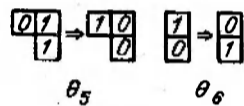


Рис. 9

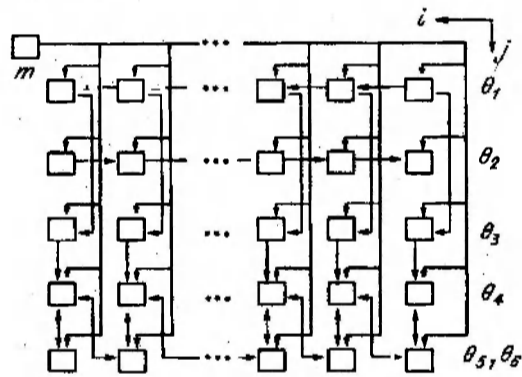


Рис. 10

Микрокоманды  $\theta_1$  и  $\theta_2$  сдвигают множимое влево ( $\theta_1$ ) и множитель вправо ( $\theta_2$ ). Это делается для того, чтобы в частичных произведениях одноименные разряды находились в одноименных столбцах. Микрокоманда  $\theta_3$  вычисляет частичное произведение и располагает его в строке  $j = 3$ . Функциональная микрокоманда  $\theta_4$  вычисляет функции  $f_1$  и  $f_2$  по формулам (13) и (14) и записывает результаты в строки  $j = 4$  и  $j = 5$ , что соответствует выполнению девяти подстановок, изображенных на рис. 8. Последние две микрокоманды (рис. 9) работают в тех же строках ( $j = 4$  и  $j = 5$ ), если состояние управляющей клетки равно 0. В результате не позже, чем через  $n$  тактов, в строке  $j = 5$  появится результат умножения  $A \times B$ .

Как видно из микропрограммы (15), каждая строка клеточной структуры выполняет свои собственные функции. Так, первая и вторая строки, выполняя микрокоманды  $\theta_1$  и  $\theta_2$ , реализуются как сдвиговые регистры. Логические преобразователи клеток третьей строки состоят из одной единственной схемы И. Клетки четвертой строки выполняют основные функции алгоритма  $3 \rightarrow 2$ . Их логические преобразователи реализуются в виде ПЛМ (см. рис. 8). И наконец, клетки пятой строки, выполняя  $\theta_5$  и  $\theta_6$ , тоже могут иметь ПЛМ из двух

строк или логическую схему другого вида в качестве логического преобразователя. Информационные межклеточные связи умножителя легко определяются по множествам  $I_L$  и  $I_R$  (рис. 10).

Площадь двухслойной электрооптической БИС, подсчитанная по формулам (10) — (12) для клеток каждой строки отдельно и суммированная по всем строкам, равна  $10^4 \alpha^2 n$ . При  $\alpha = 10$  мкм это составляет  $1 \text{ мм}^2$  на каждый разряд. Время умножения при тактовой частоте  $10^6$  1/с равно  $2n10^{-6}$ .

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Ульман Дж. Д. Вычислительные аспекты СБИС. — М.: Радио и связь, 1990.
2. Naugen P. R., Rychnovsky S., Husain A., Hutcheson L. D. Optical interconnects for high-speed computing // Opt. Eng.—1986.—25, N 10.—P. 1076.
3. Tanida J., Ichioka Y. Optical-logic-array processor using shadowgrams // JOSA. A.—1985.—2, N 2.—P. 1245; 1285.
4. Brenner K. H. Programmable optical processor based on symbolic substitution // Appl. Opt.—1988.—27, N 9.—P. 1687.



5. Taboury J., Wang J. M., Chavel P. et al. Optical cellular processor architecture // *Appl. Opt.*—1988.—27, N 9.—P. 1643.
6. Nudd G. R., Grinberg J., Eichelts R. D., Little M. The application of three-dimensional microelectronics to image analysis // *Integrated Technology for Parallel Image Processing*.—N. Y.: Academic Press, 1985.—P. 167.
7. Егоров В. М., Косцов Э. Г. Перспективы создания цифровых высокопроизводительных вычислительных устройств // *Автоматрия*.—1985.—№ 1.
8. Egorov V. M., Kostsov E. G. Integral optical digital computers // *Appl. Opt.*—1990.—29, N 8.—P. 1178.
9. Методы параллельного микропрограммирования /П. А. Анишев, С. М. Ачасова, О. Л. Бандман и др.—Новосибирск: Наука, 1981.
10. Bandman O. L., Piskunov S. V. Parallel substitution algorithm as a model for distributed computations // *J. New Generat. Comput. Syst.*—1991.—4, N 1.—P. 3.
11. Погодин Ю. М. СиМ-расширение языка Си для микропрограммных приложений // *Информатика и программирование* /Под ред. И. В. Поттосина.—Новосибирск: ВЦ СО АН СССР, 1989.
12. Маркова В. П., Пискунов С. В. Универсальная процедура построения структурных схем специализированных параллельных вычислителей // *Математическое и архитектурное обеспечение параллельных вычислений*.—Новосибирск: ВЦ СО АН СССР, 1989.
13. Бандман О. Л. Синтез асинхронного управления параллельными процессорами // *Кибернетика*.—1980.—№ 1.
14. Миллер Р. Теория переключаемых схем.—М.: Наука, 1970.—Т. 1.

Поступила в редакцию 22 июля 1991 г.

УДК 681.323.535

В. П. Торчигин

(Москва)

#### ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ОПТИЧЕСКИХ СРЕДСТВ ДЛЯ ПЕРЕДАЧИ И ОБРАБОТКИ ИНФОРМАЦИИ В МНОГОПРОЦЕССОРНЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ КОМПЛЕКСАХ

Рассматриваются различные варианты внедрения оптических средств дискретной обработки и передачи информации в вычислительных системах с массовым параллелизмом. Показано, что специфика оптической обработки информации удачно сочетается со спецификой подобных систем и ведет к автоматическому мультиплицированию во времени всех устройств. Возможность настройки оптической ВС практически без накладных расходов на специфику решаемой задачи позволяет дополнительно значительно повысить их общую производительность.

**Введение.** В настоящее время общепризнано, что возможности повышения производительности электронных вычислительных систем (ВС) за счет увеличения скорости переключения логических элементов практически исчерпаны. Объясняется это тем, что при достигнутых скоростях переключения и плотности упаковки элементов производительность ВС определяется главным образом временем распространения сигналов между удаленными элементами. Уменьшение этого времени за счет повышения степени интеграции связано с большими трудностями по отводу тепла, которые пропорционально увеличиваются при повышении скорости работы элементов.

Магистральным направлением повышения производительности ВС в настоящее время является распараллеливание процесса вычислений. Созданы ВС, состоящие из тысяч одинаковых процессорных элементов (ПЭ), для которых разработаны эффективные методы распараллеливания различных классов задач, требующих больших объемов вычислений.

Наиболее показательной в этом отношении является коммерчески доступная ЭВМ "Connection Machine" фирмы "Thinking Machine", содержащая более 65000 ( $2^{16}$  штук) ПЭ, связанных между собой специальной коммуникационной сетью (КС) [1]. Имеется сообщение, что в настоящее время создается СМ, содержащая более миллиона ПЭ ( $2^{20}$  штук) [2].