УДК 510.62

*Ю. П. ШАБАНОВ-КУШНАРЕНКО*, д-р техн. наук

# О МОДЕЛИРОВАНИИ ЭЛЕМЕНТАРНЫХ ОПЕРАЦИЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ МАШИН СРЕДСТВАМИ ТЕОРИИ ИНТЕЛЛЕКТА

Формальный и приборный аппарат теории интеллекта [1, 2] пригоден не только для математического описания и схемной реализации функций человеческого интеллекта. С его помощью можно описывать и воплощать в действующие приборы также функции машинного интеллекта, т. е. операции, выполняемые цифровой вычислительной машиной. В статье математически описываются и приборно реализуются в виде переключательных цепей простейшие операции вычислительных машин, которые принято называть элементарными [3].

Целесообразность подобных разработок определяется следующими обстоятельствами. Описание и реализация элементарных операций вычислительных машин демонстрирует возможности аппарата теории интеллекта, расширяет сферу его применения на новую область. Далее, новый способ формального описания элементарных операций в ряде случаев оказывается более компактным, обозримым и удобным для разработчика вычислительных машин, чем те методы, которыми он пользовался до сих пор.

Кроме того, переход от полученных описаний к приборной реализации в некоторых случаях приводит к новым, неизвестным еще схемным вариантам, интересным для практики. Наконец, средствами теории интеллекта легко описывается и приборно реализуется обобщенный буквенный вариант элементарных операций. При этом варианте операции производят не над двоичными кодами, как это обычно имеет место в ЭВМ, а над словами, составленными из букв произвольного конечного алфавита.

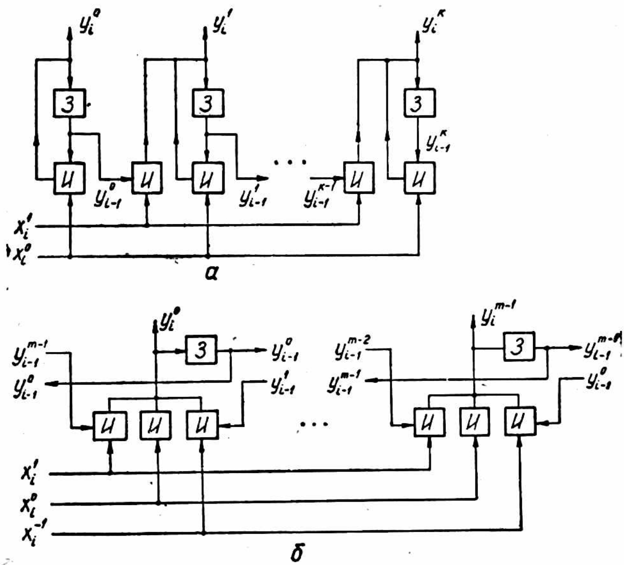

Рис. 1. Схемы счетчиков

Некоторые элементарные операции — сложение и вычитание чисел, шифровка и дешифровка слов — были рассмотрены ранее [4, 5]. В данной статье рассматривается операция счета, а также операции сравнения и сдвига слов. Опишем средствами теории интеллекта работу счетчика двоичных сигналов с единичным кодированием. Пусть $x_1, x_2, \ldots, x_n$ — двоичные цифры 0 или 1; $y$ — их сумма, принимающая значения из множества символов $\{0, 1, 2, \ldots, n\}$. Имеем $y = x_1 + x_2 + \ldots + x_n$ (1). Введем промежуточные суммы $y_i = x_1 + x_2 + \ldots + x_i$ $(1 \leqslant i \leqslant n)$ (2) и запишем с их помощью равенство (1) в виде системы равенств $y_i = y_{i-1} + x_i$ $(1 \leqslant i \leqslant n)$ (3).

В первом из них фигурирует переменная $y_0$, которую следует приравнять нулю: $y_0 = 0$ (4). Переменную $y_n$ отождествляем с суммой $y$. На языке алгебры конечных предикатов равенства (3), (4) запишем соответственно в виде условий $x_i^1 y_{i-1}^{j-1} \vee x_i^0 y_{i-1}^j = y_i^j$ $(1 \leqslant i \leqslant n,\ 0 \leqslant j \leqslant n)$ (5), $y_0^0 = 1,\ y_0^1 = y_0^2 = \ldots = y_0^n = 0$ (6).

В выражениях (5) фигурируют узнавания вида $\overset{-1}{y_{i-1}}$, которые должны быть приравнены к нулю: $\overset{-1}{y_0} = \overset{-1}{y_1} = \ldots = \overset{-1}{y_{n-1}} = 0$ (7).

Реализация системы уравнений (5)—(7) в виде конечного автомата приводит к схеме счетчика, представленного на рис. 1, *а*. В качестве начального состояния автомата должно быть принято $y_0 = 0$, т. е. $\overset{0}{y_0} = 1$, $\overset{1}{y_0} = \overset{2}{y_0} = \ldots = \overset{n}{y_0} = 0$. На вход схемы в моменты времени 1, 2, ..., $n$ последовательно подаются двоичные слагаемые $x_1, x_2, \ldots, x_n$. На выходе схемы в те же моменты времени появляются промежуточные суммы $y_1, y_2, \ldots, y_n$. По прошествии $n$ тактов с момента включения счетчика на его выходе формируется искомая сумма $y$ в виде числа $y_n$. Перед началом работы счетчика его память должна быть приведена в начальное состояние $y_0 = 0$. Счетчик может быть использован, помимо своего прямого назначения, в качестве датчика управляющих импульсов. В этом случае должно быть принято $x_1 = x_2 = \ldots = x_n = 1$, что соответствует подаче на вход счетчика серии из $n$ следующих друг за другом импульсов.

Аналогичным образом может быть описано функционирование кольцевого реверсивного счетчика, формирующего сумму $y_n = a + x_1 + x_2 + \ldots + x_n (\operatorname{mod} m)$ (7′). Здесь $x_1, x_2, \ldots, x_n$ — троичные слагаемые, принимающие значения —1, 0, 1; $a$ — начальное показание счетчика; $y_n$ — конечное показание счетчика после $n$ тактов его работы. Показания счетчика могут изменяться в пределах от 0 до $m - 1$. Введем промежуточную сумму

$$y_i = a + x_1 + x_2 + \ldots + x_i (\operatorname{mod} m), \ (1 \leqslant i \leqslant n), \tag{8}$$

которую показывает счетчик в произвольный $i$-й момент дискретного времени. Запишем равенство (7) в форме $y_i = y_{i-1} + x_i (\operatorname{mod} m)$, $(1 \leqslant i \leqslant m)$ (9), полагая $y_0 = a$ (10). На языке алгебры конечных предикатов уравнения (9), (10) запишутся в виде условий

$$\overset{1}{x_i}\, \overset{j-1(\operatorname{mod} m)}{y_{i-1}} \vee \overset{0}{x_i}\, \overset{j}{y_{i-1}} \vee \overset{-1}{x_i}\, \overset{j+1(\operatorname{mod} m)}{y_{i-1}} = \overset{j}{y_i}, \tag{11}$$

где $1 \leqslant i \leqslant n$, $0 \leqslant j \leqslant m - 1$, и условий

$$\overset{0}{y_0} = 0, \ \overset{1}{y_0} = 0, \ \ldots, \ \overset{a-1}{y_0} = 0, \ \overset{a}{y_0} = 1, \ \overset{a+1}{y_0} = 0, \ \ldots, \ \overset{m-1}{y_0} = 0. \tag{12}$$

Схема кольцевого реверсивного счетчика, построенного по формулам (11), показана на рис. 1, *б*. Перед запуском счетчика в него вводится начальное показание $y_0 = a$ согласно условиям (12).

Опишем теперь операцию сравнения на совпадение двух слов $x_1 x_2 \ldots x_n$ и $y_1 y_2 \ldots y_n$, составленных из букв алфавита $\{a_1, a_2, \ldots, a_k\}$. Эта операция может быть задана предикатом $(x_1 \approx y_1)(x_2 \approx y_2) \ldots (x_n \approx y_n) = t$ (13). При совпадении слов предикат принимает значение $t = 1$, при несовпадении — значение $t = 0$. Чтобы реализовать эту операцию в виде автомата, введем вспомогательные логические переменные $t_0, t_1, \ldots, t_n$, определяемые следующими рекуррентными соотношениями:

$$t_{i-1}\left(x_i^{a_1} y_i^{a_1} \vee x_i^{a_2} y_i^{a_2} \vee \ldots \vee x_i^{a_k} y_i^{a_k}\right) = t_i, \ (1 \leqslant i \leqslant n). \quad (14)$$

Полагая $t_0 = 0$, имеем $t = t_n$. По формулам (14) на рис. 2, *а* построен автомат, устанавливающий за $n$ тактов работы равенство или неравенство двух слов длины $n$. В начальный момент вре-

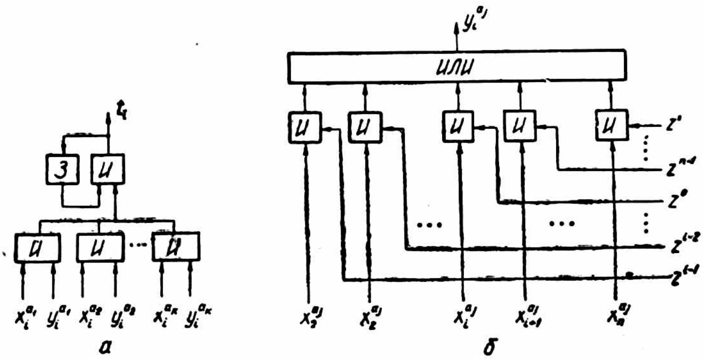


Рис. 2. Автомат определения равенства слов

мени $i = 0$ автомат должен находиться в состоянии $t_0 = 0$. Буквы сравниваемых слов, представленные узнаваниями $x_i^{a_j}$ и $y_i^{a_j}$, поступают поочередно на входе автомата в моменты времени $i = 1, 2, \ldots, n$. Сигнал $t_n$, возникающий на выходе автомата в момент времени $n$, указывает на совпадение ($t_n = 1$) или несовпадение ($t_n = 0$) слов $x_1 x_2 \ldots x_n$ и $y_1 y_2 \ldots y_n$.

Перейдем к описанию операции циклического сдвига слова $x_1 x_2 \ldots x_n$, составленного из букв алфавита $a_1, a_2, \ldots, a_k$. Сдвиг осуществляется на $z$ позиций вправо, в результате получаем слово $y_1 y_2 \ldots y_n$. Переменная $z$ может принимать значения $0, 1, \ldots, n-1$. В неявном виде операцию циклического сдвига запишем следующим образом:

$$(x_1 \approx y_1)(x_2 \approx y_2) \ldots (x_n \approx y_n) z^0 \vee (x_n \approx y_1)(x_1 \approx y_2) \ldots (x_{n-1} \approx \\ \approx y_n) z^1 \vee \ldots \vee (x_2 \approx y_1)(x_3 \approx y_2) \ldots (x_1 \approx y_n) z^{n-1} = 1. \quad (15)$$

Явное описание этой же операции:

$$x_1^{a_j} z^{i-1} \vee x_2^{a_j} z^{i-2} \vee \ldots \vee x_i^{a_j} z^0 \vee x_{i+1}^{a_j} z^{n-1} \vee \ldots \vee \\ \vee x_n^{a_j} z^i = y_i^{a_j}. \quad (16)$$

Здесь индекс $i$ изменяется в пределах от 1 до $n$, а индекс $j$ — в пределах от 1 до $k$. Сдвигатель слова представляет собой устройство, состоящее из $kn$ однотипных схем. Схема, формирующая узнавание $y_i^{a_j}$ для $i$-й по счету буквы $y_i$ выходного слова, показана на рис. 2, *б*. Для построения сдвигателя слова при потенциальном представлении сигналов требуются $3kn^2$ диодов. При импульсном представлении сигналов требуются $2kn^2$ диодов, поскольку все блоки разделения в сдвигателе можно заменить узлами.

Можно построить сдвигатель в виде автомата, осуществляющего сдвиг слова $x_1x_2x_n$ последовательно во времени за $n$ тактов. В момент времени $t$ на выходных клеммах автомата фор-

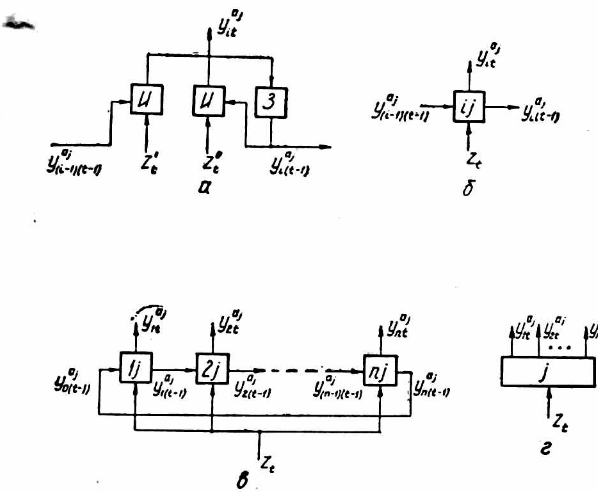


Рис. 3. Компоненты автомата циклического сдвига слова вправо

мируется слово $y_{1t}y_{2t} \ldots y_{nt}$. При $t = n$ автомат формирует слово $y_{1n}y_{2n} \ldots y_{nn}$, которое принимается в качестве выходного слова $y_1y_2 \ldots y_n$ преобразования сдвига. В отдельном $i$-м такте слово либо вовсе не сдвигается (при $z_i = 0$), либо сдвигается на один разряд вправо (при $z_i = 1$). Процесс сдвига на $i$-м такте может быть описан равенствами

$$y^{a_j}_{i(t-1)} z^0_t \vee y^{a_j}_{(i-1)(t-1)} z^1_t = y^{a_j}_{it}, \tag{17}$$

где $1 \leqslant i \leqslant n$, $1 \leqslant j \leqslant k$.

Каждому из этих равенств при фиксированных $i$ и $j$ соответствует блок, изображенный на рис. 3, *а*. На рис. 3, *б* указано условное изображение того же блока. На рис. 3, *в* изображена батарея, состоящая из $n$ таких блоков, которая формирует узнавания с показателем $a_j$ для всех букв выходного слова. Условное обозначение этой батареи приведено на рис. 3, *г*. При построении батареи дополнительно принято $y^{a_j}_{0(t-1)} = y^{a_j}_{n(t-1)}$ **(18)**.

Сдвигатель в целом получаем, собирая все батареи в единую схему (рис. 4). В момент времени $t=0$ на сдвигатель в виде его начального состояния вводится входное слово $x_1x_2 \ldots x_n$

(ввод условно показан пунктиром). Выходное слово $y_1y_2...y_n$ формируется сдвигателем на его выходных клеммах в момент времени $t=n$ в виде слова $y_{1n}y_{2n}...y_{nn}$. Число разрядов, на которое производится сдвиг слова, регулируется числом единиц в двоичном коде $z_1z_2...z_n$. Сдвигатель описанного типа требует для своего построения $4\,kn$ диодов, что в $0{,}5\,n$ раз меньше, чем в предыдущей схеме (в импульсном исполнении). Платой за это упрощение служит введение в схему $kn$ элементов задержки на один такт и увеличение времени сдвига в $n$ раз.

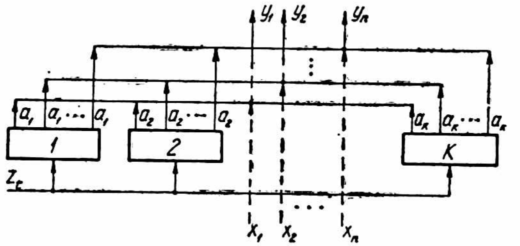


Рис. 4. Автомат циклического сдвига вправо


**Список литературы:** 1. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О теории интеллекта.—Проблемы бионики, 1979, вып. 22, с. 3—11. 2. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О переключательных цепях теории интеллекта. — Проблемы бионики, 1980, вып. 25, с. 11—18. 3. *Рабинович З. Л.* Элементарные операции в вычислительных машинах. — Киев: Техніка, 1966. — 303 с. 4. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О моделировании арифметических операций. — Проблемы бионики, 1981, вып. 26, с. 49—53. 5. *Шабанов-Кушнаренко Ю. П.* О моделировании алфавитных операторов средствами теории интеллекта. — Проблемы бионики, 1981, вып. 26, с. 3—10.



*Поступила в редколлегию 29.02.80.*