

Электронная вычислительная техника

УДК 681.142.001.2

Г.Е.Овсеян,

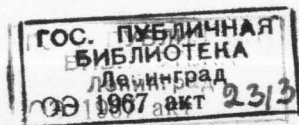
Х.К.Эйлезян,

Г.А.Оганян

НЕКОТОРЫЕ ОСОБЕННОСТИ МИКРОПРОГРАММНОГО
ПРИНЦИПА, ПРИМЕНЕННОГО В ЭЦВМ "НАИРИ"

Описываются особенности организации малой универсальной вычислительной машины "Наири" при использовании постоянного ЗУ большой емкости в качестве накопителя программ и микропрограмм. Приводится новая модификация микрокоманд и формула образования адреса очередной микрокоманды.

При проектировании вычислительной машины "Наири" одним из важных вопросов был выбор типа запоминающего устройства. Большой объем постоянно хранимой информации (библиотека подпрограмм, программирующие программы и т.д.) и сравнительно малый объем вводимой и перерабатываемой информации привели к применению сочетания оперативной памяти (ОЗУ) малой емкости на ферритовых сердечниках с постоянным запоминающим устройством (ПЗУ) на оксиферах большой емкости. Включение в состав машины ПЗУ позволило не только



удовлетворить предъявляемые к машине требования, но дало возможность экономичным образом построить устройство управления по микропрограммному принципу [1, 2]. При этом была достигнута значительная гибкость структуры машины.

Основными понятиями, необходимыми для описания и анализа микропрограммного управления операциями в машине, являются элементарная операция и микрокоманда.

Элементарная операция — управляющий сигнал, осуществляющий изменение состояния элементов и узлов машины, как например: установка на нуль регистра, передача содержимого одного регистра в другой, сдвиг числа в регистре и т.д.

Микрокоманда — код, содержащий информацию о наборе элементарных операций (оперативная часть микрокоманд) и адресе микрокоманды.

Выбор принципов построения оперативной и адресной части микрокоманды определяет гибкость и простоту устройства управления.

Организация оперативной части микрокоманд

Важной задачей при организации оперативной части микрокоманд является обеспечение выполнения всех необходимых в машине элементарных операций, с возможностью одновременного выполнения нескольких из них.

Наилучшим, в смысле гибкости и простоты, было бы представление элементарных операций в ординарном коде. При таком представлении каждой элементарной операции соответствует определенный разряд оперативной части микрокоманды. Наличие единицы в данном разряде означает выполнение соответствующей элементарной операции. Такая организация оперативной части микрокоманд требует большую разрядность накопителя микропрограмм.

В машине "Наири" ПЗУ имеет разрядность, равную 36, которая недостаточна для представления микрокоманды.

Оперативную часть микрокоманд можно представить и другим способом. Анализ элементарных операций, используемых в машине, позволяет выделить группы взаимоисключающих элементарных операций (например, в одной микрокоманде не могут одновременно появляться элементарные операции записи и чтения кодов из ОЗУ и т.д.). Разобьем полный набор элементарных операций на ℓ групп и пусть каждая группа состоит из m_i ($i = 1, 2, \dots, \ell$) взаимоисключающих элементарных операций. При этом элементарные операции из разных групп могут быть не взаимоисключающими. Тогда для кодирования m_i элементарных операций потребуется

$n_i = \log_2 m_i$ двоичных разрядов. Для кодирования элементарных операций всех групп будет необходимо $\sum_{i=1}^{\ell} n_i$ двоичных разрядов. При таком представлении оперативной части в каждой микрокоманде можно выполнить одновременно только ℓ различных элементарных операций. Недостатками указанного способа представления оперативной части микрокоманды являются:

- увеличение оборудования и усложнение схем устройства управления;
- отсутствие универсальности представления оперативной части ;
- сложность составления микропрограмм.

В машине "Наири" использованы преимущества обоих описанных способов представления оперативной части микрокоманды (гибкость и простота представления первого, сокращение разрядности накопителя второго).

Как указывалось выше, разрядность ПЗУ равна 36. Увеличение разрядности ПЗУ в части, предназначенной для хранения микропрограмм (рисунок), достигается параллельным сое-

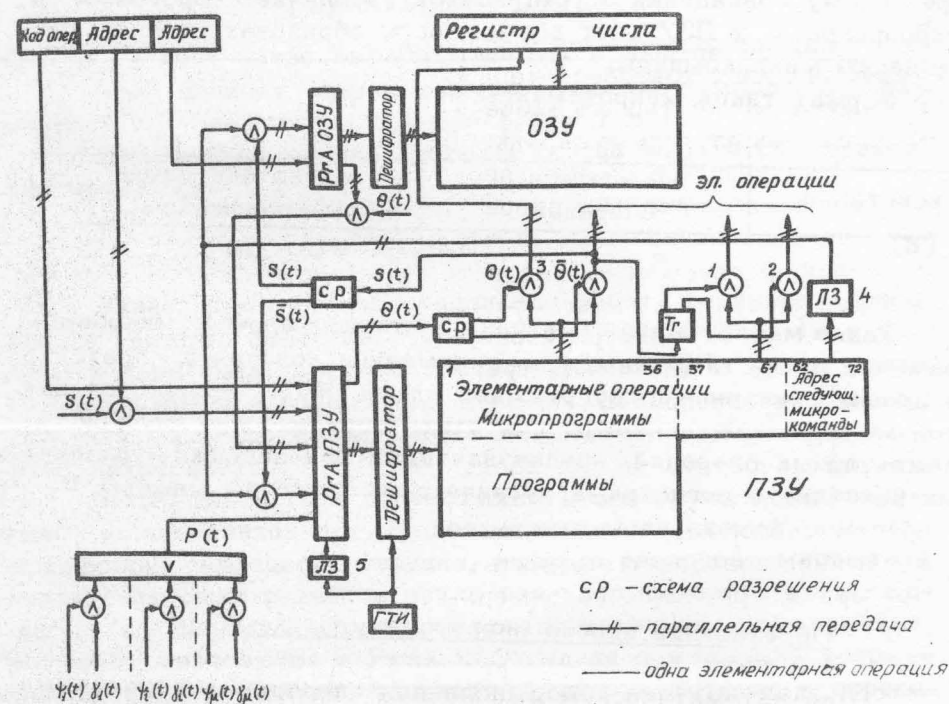


Рис.

динением двух кассет, управляемых одними и теми же выходами дешифратора ПЗУ.

Удвоенная при этом разрядность (72 разряда) используется следующим образом. Разряды 1 - 36 выделяются для образования тех элементарных операций, которые встречаются одновременно в любых сочетаниях и в любом количестве. Один из этих разрядов служит для установки триггера Тг, управляющего схемами совпадения 1,2 (см. рисунок). Разряды 37-61 предназначены для образования двух взаимоисключающих групп элементарных операций. Выбор одной из групп определяется состоянием триггера Тг. Последние 11 разрядов (62 + 72) отведены для адресов микрокоманд. Организация оперативной части микрокоманд указанным способом позволяет иметь в машине до 85 элементарных операций.

Такое распределение разрядности ПЗУ упрощает схемы устройства управления, а также обеспечивает универсальность и простоту составления микрокоманд.

Одной из отличительных особенностей машины "Наири" является хранение в одном ПЗУ программ (программная часть) и микропрограмм.

Программная часть ПЗУ считывается в регистр числа через схему совпадения 3 (см. рисунок). Наличие программ и микропрограмм в ПЗУ дает возможность образовать новую модификацию микрокоманды.

Формат такой микрокоманды имеет вид

1	36 37	61 62	72
константа	элементарные операции	адрес очередной микрокоманды	

Такие микрокоманды записаны в старших адресах микропрограммной части ПЗУ и при их считывании константа проходит по каналу считывания программной части ПЗУ. Использование этой модификации позволяет сократить определенное количество элементарных операций, предназначенных для засылки различных констант в регистры и управляющие триггеры машины.

Образование адреса очередной микрокоманды

При автоматическом выполнении операций необходима непрерывная циркуляция адреса очередной микрокоманды.

Выведем формулу образования адреса очередной микрокоманды, учитывая специфические особенности примененно-

го в машине микропрограммного принципа. Будем рассматривать адрес очередной микрокоманды как некоторую функцию, зависящую от времени. Через $B(t)$ обозначим содержимое адресной части микрокоманды (разряды 62 - 72) в момент времени t , а через $A(t+1)$ - содержимое регистра адреса ПЗУ (РГАПЗУ) в момент времени $t+1$. При безусловной циркуляции адресов микрокоманд $B(t)$ имеет место равенство

$$A(t+1) = B(t). \quad (1)$$

Определим зависимость адреса очередной микрокоманды от вырабатываемых в машине условий. Условия представлены содержанием отдельных триггеров или отмеченных разрядов регистров. Микрокоманды, осуществляющие условные переходы, содержат элементарную операцию $\gamma_i(t)$, функция которой заключается в опросе условий $\psi_i(t)$. Условные переходы осуществляются изменением адреса очередной микрокоманды на величину поправки, вырабатываемой в машине. При этом зависимость между опрашиваемыми условиями и поправкой $P(t)$ будет иметь вид

$$P(t) = \bigvee_{i=1}^{\mu} (\gamma_i(t) \wedge \psi_i(t)), \quad (2)$$

где μ - количество вырабатываемых в машине условий.

При наличии опрашиваемых условий в младший разряд РГАПЗУ засылается единица ($P(t) = 1$).

Адрес микрокоманды в этом случае выразится зависимостью

$$A(t+1) = B(t) + P(t). \quad (3)$$

Зависимость (3) обуславливает работу регистра адреса ПЗУ в режиме счетчика. В машине "Наири" $B(t)$ при условных переходах принимает четные значения, что и позволяет использовать РГАПЗУ как запоминающий регистр. При составлении микропрограмм указанное условие четности не вызывает затруднений.

Необходимость в относительных переходах в микропрограммах появляется при осуществлении модификаций команд, выполнении очередной операции, анализе разрядов множителя, анализе старших разрядов числа при нормализации и т.д. Коды $L_i (i = 1, \dots, n)$, являющиеся содержимым отмеченных разрядов, передаются в РГАПЗУ, начиная с младшего разряда. Длина L_i зависит от числа разрядов, которое и определяет данный относительный переход. При этом новый адрес микрокоманды зависит не только от выполняемой микрокоманды, но и является функцией от этих кодов. Так как число разрядов адреса микрокоманды больше, чем число разрядов L_i ,

то адрес очередной микрокоманды при относительном переходе определяется формулой

$$A(t+1) = B(t) + \sum_{i=1}^n q_i \cdot L_i, \quad (4)$$

$q_1, \dots, q_i, \dots, q_n$ - взаимоисключающие элементарные операции, осуществляющие передачу кодов L_i в РГАПЗУ.

Необходимым условием для выполнения равенства (4) является наличие соответствующего числа нулей в адресе следующей микрокоманды, начиная с младшего разряда. Выполнение такого условия не затрудняет составление микропрограмм, так как относительные переходы встречаются реже, чем безусловные и условные переходы.

Так как работа машины обеспечивается непрерывной циркуляцией адреса очередной микрокоманды, то для чтения числа или команды из программной части накопителя ПЗУ необходимо прервать выполнение микрокоманд.

Прерывание в микропрограммах происходит следующим образом. В микрокоманде, после которой должно произойти прерывание, вырабатывается элементарная операция $S(t)$ (см. рисунок), обеспечивающая прием адреса очередной микрокоманды не в РГАПЗУ, а в регистр адреса ОЗУ (РГАОЗУ), который в момент прерывания выполняет функции буферного регистра адресов микрокоманд. Та же элементарная операция одновременно осуществляет передачу адреса числа или команды в РГАПЗУ.

В РГАПЗУ в следующем такте вырабатывается признак $\theta(t)$, который обеспечит считывание не микрокоманды, а числа или команды в регистр числа. Наличие признака $\theta(t)$ позволяет также возобновить циркуляцию адреса очередной микрокоманды путем передачи содержимого РГАОЗУ в РГАПЗУ.

Условие $\theta(t)$ и адрес очередной микрокоманды в этом случае выражаются соотношениями

$$\theta(t) = \bigvee_{i=k+1}^{\ell} T_i(t), \quad (5)$$

$$A(t+1) = \theta(t) \cdot Q, \quad (6)$$

где ℓ - номер старшего разряда РГАПЗУ;
 k - номер старшего разряда адреса микропрограммной части ПЗУ;
 T_i - состояние i -го триггера РГАПЗУ;
 Q - содержимое РГАОЗУ.

В машине "Наир" $k = 11$, $\ell = 14$. Это означает, что микропрограммная часть ПЗУ занимает адреса от 0 до 2047,

а в остальных 14336 адресах находятся числа и команды программ.

Таким образом, объединяя соотношения (1)-(4), (6), получим общую формулу образования адреса следующей микрокоманды

$$A(t+1) = B(t) + \bigvee_{i=1}^k (\gamma_i(t) \wedge \psi_i(t)) + \sum_{i=1}^n q_i \cdot L_i + \left(\bigvee_{i=k+1}^{\ell} T_i(t) \right) \cdot Q. \quad (9)$$

Для полного представления циркуляции адреса очередной микрокоманды в машине поясним роль линий задержек, приведенных на рисунке. Очевидно, что при поступлении адреса очередной микрокоманды в РГАПЗУ необходимо, чтобы последний был предварительно очищен. Линия задержки 4 в цепи адреса очередной микрокоманды необходима для учета времени переходных процессов в триггерах РГАПЗУ при "установке на нуль".

Циркуляция адреса микрокоманд осуществляется следующим образом: импульсы от генератора тактовых импульсов (ГТИ) образуют сигналы чтения в дешифраторе ПЗУ и через линию задержки 5 устанавливаются на нуль РГАПЗУ. Линия задержки 5 выбирается с учетом времени переходных процессов в дешифраторе ПЗУ. Далее через линию задержки 4 в ПЗУ поступает адрес очередной микрокоманды.

Л и т е р а т у р а

1. Емельянов-Ярославский Л.Б. - Микропрограммное управление в ЦВМ. - "Вопросы радиоэлектроники". - Сер. УП. Электронная вычислительная техника, 1960, вып. 1.
2. Mercer D.J. - Micro-programming. J. Ass. Comp. Mach., v. 4, 1957.

Статья поступила 21 мая 1966 года.