

ЛИТЕРАТУРА

1. **Достижения в технике передачи и воспроизведения изображения/Под ред. Б. Кейзана.** М.: Мир, 1978, с. 243—244.
2. **Kaashoek J.** A Study of Magnetic Deflection Errors.— Phillips Research Reports. Supplements, 1968, N 11.
3. **Бонштедт Б. Э., Маркович М. Г.** Фокусировка и отклонение пучков в электронно-лучевых приборах. М.: Сов. радио, 1967.
4. **Swart L. M., Van Rooij H. J.** Combined Magnetic Deflection and Focusing in a Pick-up Tube with the Scanning Focus Coil.— In: Adv. Electron. Image Devices. N.-Y., 1972, p. 527—532.
5. **Cocking W. T.** Deflector Coil Characteristics.— Wireless World, 1950, N 3.
6. **Speth A. J.** Air Core Coils for Deflecting Micron-Size Electron Beams.— IEEE Trans. on Electron Devices, 1969, vol. ED-16, N 9.
7. **Васичев Б. Н.** Растровая электронная микроскопия и электропография.— ОМП, 1978, № 9.
8. **Васьков С. Т., Мамонтов Г. М., Потапников А. И., Ткач С. Е.** Сканирующие устройства на ЭЛТ высокого разрешения. Новосибирск: Наука, 1978.
9. **Горелов А. А., Горелик С. Л., Маркович М. Г.** Электромагнитная отклоняющая система. (Автор. свид-во № 301871).— БИ, 1974, № 14.
10. **Phillips N. V.** Ablenkspylensystem für Eine Elektronenstrahlröhre. Заявл. 6.12.58, опубл. 2.12.59. Кл. 21д (13/23). ФРГ. Пат. № 1118370.
11. **Глиненко К. С., Грицкий Э. Д., Педан А. Д.** Магнитное отклоняющее устройство для электроннолучевых трубок. (Автор. свид-во № 214679.) — БИ, 1968, № 12.

Поступила в редакцию 11 июня 1979 г.

УДК 681.327(088.8)

В. К. ТЕРЕЩЕНКО

(Новосибирск)

ОСНОВНЫЕ ПРИНЦИПЫ ОРГАНИЗАЦИИ ДЕШИФРИРУЮЩИХ СТРУКТУР ДЛЯ СИСТЕМ МНОГОТОЧЕЧНОГО КОНТРОЛЯ

Введение. Развитие производства сложных цифровых систем автоматизации обуславливает новые требования к средствам контроля таких систем, поскольку процесс тестирования и ручной метод выбора контрольных точек из их очень большого количества становятся уже неэффективными. В связи с этим для автоматизации контроля таких систем разрабатываются различные автоматизированные и полуавтоматизированные методы контроля и обеспечивающие их специальные установки, стенды, системы контроля. В настоящее время задача управления процессами контроля электронной аппаратуры сложных систем, как правило, решается с помощью микро- или мини-ЭВМ и можно считать уже установившимся магистрально-модульный принцип организации аппаратуры таких систем контроля [1].

В предлагаемой статье рассматриваются основные принципы логической организации многоответвленных иерархических дешифрирующих структур (МИДС), применяемых в качестве коммутационной основы в специализированных системах многоточечного контроля. Использование МИДС по такому назначению основано на возможности ассоциативной буквенной или буквенно-цифровой адресации точек контроля сложного электронного объекта [2].

Общая характеристика МИДС. Под многоответвленной иерархической дешифрирующей структурой МИДС понимается аппаратно реализованный дешифратор специального типа, приспособленный для работы с недвоичной входной информацией, но синтезированный на основе

традиционных двоичных логических элементов, т. е. некоторая многозначная распознающая структура. С точки зрения классической теории дискретных автоматов МИДС может представлять собой как многотактную (последовательностную), так и комбинационную логическую распознающую схему. Основой любой МИДС является пирамидальный дешифратор с коэффициентом разветвления $m > 2$. Он представляет собой недвоичную (многоветвленную) иерархию двухвходовых конъюнкторов (ИДК), т. е. аппаратно реализованное дерево распознавания, которое будем называть в дальнейшем дешифрирующей иерархией.

По сравнению с традиционными дешифраторами МИДС обладают более богатой логикой распознавания и в связи с этим в общем случае имеют в своем составе следующие функциональные части [3—8]: входную память (по установившейся в настоящее время терминологии — память преднабора), память перестройки, дешифрирующую иерархию, выходную память.

Первой из работ, положивших начало теоретическому обоснованию и практической инженерной разработке аппаратных МИДС, следует, по-видимому, считать работу Гутенмахера [3]. Дальнейшие научно-технические разработки по тематике МИДС были развиты благодаря достижениям в области создания новой элементной базы электронной дискретной техники и особенно благодаря развитию микроэлектроники. В настоящее время решены основные принципиальные вопросы анализа и синтеза нескольких типов МИДС на структурном уровне, а также проведены подробные инженерные разработки некоторых их типов [3—8]. В то же время сейчас уже сложилось целостное представление о структурных особенностях и функциональных возможностях всех схем этого класса, в связи с чем может быть приведена классификация их по наиболее существенным классификационным признакам.

Классификация МИДС. По количеству заложенных в структуру уровней дешифрации МИДС могут быть одноуровневыми, многотактно-многоуровневыми; по качеству перестраиваемости — неперестраиваемыми, аппаратно перестраиваемыми, программно перестраиваемыми; по количеству рабочих тактов — одноктактными (комбинационными), многотактными (последовательностными).

В зависимости от вида воспринимаемого входного кода и соответственно от устройства входного канала МИДС бывают с унитарным входом (только многотактные), с односимвольным входным регистром (только многотактные), с многосимвольным входным регистром (как комбинационные, так и многотактные); по месту размещения входной памяти — с элементами памяти в дешифрирующем дереве, с элементами памяти в схеме преднабора; по принципу реализации алгоритма дешифрации — «с текущей единицей», с многотактно-формируемой траекторией дешифрации, с комбинационно-формируемой траекторией дешифрации.

Структурно-логические характеристики МИДС разных типов. МИДС с комбинационно формируемой траекторией дешифрации по существу являются разновидностью традиционных пирамидальных дешифраторов с более богатой логикой распознавания и по принципу реализации алгоритма работы ничем от них не отличаются. Расширение их функциональных возможностей по сравнению с традиционными пирамидальными дешифраторами достигается за счет замены двоичного дешифрирующего дерева многоветвленным, а также благодаря удлинению входного регистра.

МИДС с многотактно формируемой траекторией дешифрации характеризуются тем, что в них расшифровываемое слово многосимвольного языка в унитарно- или двоично-многосимвольном коде сначала заносится в память преднабора, определяя тем самым дешифрирующий путь в многоветвленном дереве двухвходовых конъюнкторов. Элементы вход-

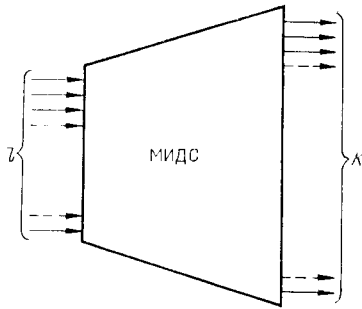


Рис. 1.

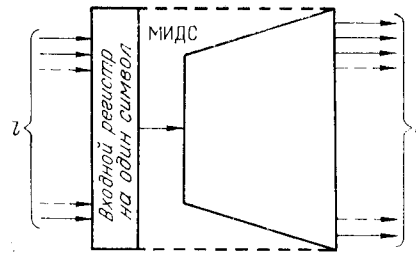


Рис. 2.

ной памяти в таких МИДС могут быть вынесены в отдельную матрицу или регистр преднабора либо распределены непосредственно в дешифрирующем дереве. Алгоритм их работы всегда связан с демультимплексированием входных сигналов и хранением информации расшифровываемого слова в памяти преднабора в течение всего подцикла распознавания этого слова.

МИДС «с бегущей единицей» являются аппаратно наиболее насыщенными и логически самыми универсальными многотактно распознающими структурами. В них многосимвольное расшифровываемое слово также в унитарно- или двоично-многосимвольном коде с применением демультимплексирования заносится в память преднабора. Но память преднабора в таких МИДС всегда распределена в дешифрирующем дереве, и в каждый очередной дискретный момент времени (такт) в ней сохраняется только один символ очередного поступления, отчего общая картина процесса распознавания одного слова представляет собой «избирательное пробегание логической единицы от входа структуры к одному из многих ее выходов», откуда и название структуры. Такая структура строится на основе специальных логических схем, называемых ячейками многотактного дешифрирования (ЯМД) [4]. Принцип действия ЯМД определяется системой следующих логических формул:

$$y_p = x_{pt}x_{c(t+1)}, \quad y_{пв} = x_{pt}x_{c(t+1)}x_{п(t+2)}, \quad y_{ив} = \bar{y}_{пв} = \overline{x_{pt}x_{c(t+1)}x_{п(t+2)}}, \\ y_{сво} = \bar{y}_p = \overline{x_{pt}x_{c(t+1)}}.$$

Здесь y_p — потенциальный сигнал разрешения продления процесса дешифрации слова на ЯМД последующей ступени, $y_{пв}$, $y_{ив}$ — соответственно прямой и инверсный выходы расшифрованного слова, $y_{сво}$ — сигнал сброса на ЯМД предыдущей ступени, x_p — потенциал разрешения от ЯМД предыдущей ступени, x_c — очередной символ (импульс) расшифровываемого слова, $x_п$ — импульс пробела (окончания) расшифровываемого слова.

Для условного графического обозначения дешифрирующих иерархий МИДС используем равнобедренную трапецию. Тогда структурные особенности МИДС в зависимости от вида воспринимаемого входного кода (устройства входного канала) могут быть проиллюстрированы рис. 1—3, на которых изображены основные наиболее характерные с этой точки зрения типы МИДС: рис. 1 — многотактная одноуровневая МИДС с унитарным входом, рис. 2 — многотактная одноуровневая МИДС с односимвольным входным регистром, рис. 3 — комбинационная одноуровневая МИДС с многосимвольным входным регистром.

Для приведенных на рис. 1—3 схем справедливы следующие соотношения и положения: рис. 1 —

$$l = m + 2, \quad K = m^0 + m^1 + m^2 + m^3 + \dots + m^n, \quad (1)$$

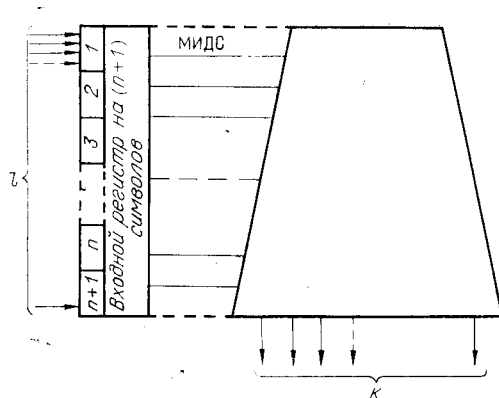


Рис. 3.

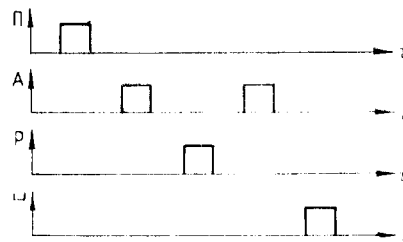


Рис. 4.

ПАРА), все слово расшифровывается за $(n + 1)$ тактов; рис. 2 — $l = l' = \log_2 m$, K подсчитывается по той же формуле, что и для случая рис. 1, каждый символ в виде двоичного параллельного кода поступает за один такт во входной регистр МИДС, все слово расшифровывается за $(n + 1)$ тактов; рис. 3 — в общем случае $l = (n + 1)l'$ или после минимизации $(n + 1)$ -го подрегистра символа $l = nl' + 1$, слово подается и расшифровывается за один такт вне зависимости от его длины n .

Здесь были приняты следующие условные обозначения: m — количество основных символов входного алфавита (а также максимально возможный коэффициент разветвления дешифрирующей иерархии); l' — количество двоичных разрядов символьного подрегистра; l — полное количество входных шин МИДС (включая шины пробела и сброса); n — количество основных символов в слове максимальной длины (длина слова, выраженная количеством использованных символов); K — количество слов-эталонов, заложенных в МИДС (количество выходных шин МИДС).

Перестраиваемые МИДС отличаются от неперестраиваемых тем, что в них дополнительно введены коммутаторы входных шин дерева дешифрирования и символьные подрегистры управления этими коммутаторами, совокупность которых и образует память перестройки МИДС. За счет наличия памяти перестройки МИДС приобретают способность изменять набор слов-эталонов, и в них может быть сокращено число двухходовых конъюнкторов, т. е. осуществлено так называемое усечение ИДК. При этом соответственно сокращается и количество выходных шин МИДС, т. е. становится справедливым соотношение $2K' \leq 2K$:

$$K' = m'_0 + m'_0 m'_1 + m'_0 m'_1 m'_2 + \dots + m'_0 m'_1 m'_2 m'_3 \dots m'_n = \prod_{i=0}^0 m'_i + \prod_{i=0}^1 m'_i + \prod_{i=0}^2 m'_i + \dots + \prod_{i=0}^n m'_i = \sum_{j=0}^n \prod_{i=0}^j m'_i. \quad (2)$$

Здесь $2K$ — количество двухходовых конъюнкторов неперестраиваемой МИДС; $2K'$ — количество двухходовых конъюнкторов ИДК перестраиваемой МИДС; m'_i — коэффициент разветвления i -го ряда усеченной ИДК; $m'_i \leq m$; $m'_0 = 1$; при этом условно принимается, что произведение $\prod_{i=0}^0 m'_i$ всегда равно единице.

Таким образом, под усечением ИДК понимается метод минимизации МИДС, заключающийся в исключении лишних (не функционирующих при данном наборе слов-эталонов) вершин и дуг аппаратно реализованного дерева дешифрирования. Усечение ИДК дает возможность в любом конкретном классификационном типе МИДС на любой ее ступени заложить любое меньшее, чем m_i , количество слов-эталонов; для непере-

страиваемых МИДС это количество определяется по формуле (1), для перестраиваемых — по формуле (2).

Поскольку в перестраиваемых МИДС, как правило, количество символьных выходов в каждом разряде памяти преднабора является полным, т. е. равным m , а количество входов в рядах ИДК определяется особенностями выбранного метода усечения (ранее было обозначено как $m'_1, m'_2, m'_3, \dots, m'_n$) и каждая входная шина ИДК имеет свой символьный подрегистр перестройки, то объем памяти перестройки в количестве триггеров может быть подсчитан, как

$$M = m'_1 \log_2 m + m'_2 \log_2 m + m'_3 \log_2 m + \dots + m'_n \log_2 m + 1 = 1 + (m'_1 + m'_2 + m'_3 + \dots + m'_n) \log_2 m.$$

Не касаясь здесь обширного вопроса о всех возможных методах усечения МИДС, отметим, что в настоящее время наибольший интерес представляет так называемое частно-идентифицирующее усечение. Оно ценно тем, что пригодно для синтеза неперестраиваемых МИДС, поскольку по существу своему является методом достижения предельной минимизации дешифрирующего дерева. Кроме того, метод минимизации МИДС до частно-идентифицирующего усечения без всяких видоизменений пригоден для минимизации входного словаря-тезауруса частных информационно-логических задач перед программной записью его в память перестройки МИДС и может быть запрограммирован для универсальной ЭЦВМ. Таким образом с успехом может быть реализована аппаратно-программная программно-перестраиваемая ассоциативная информационно-логическая система для задач обработки символьной информации [9].

Многотактно-многоуровневые МИДС представляют собой последовательное соединение нескольких одноуровневых МИДС, когда выходные шины МИДС предыдущего уровня используются в качестве входных шин для последующего. При этом формирование части входных сигналов для каждого последующего уровня на выходе предыдущего может проводиться как по многотактному, так и по чисто комбинационному принципу. Существенной особенностью многотактно-многоуровневых МИДС является возможность осуществления с их помощью прагматического уплотнения информации методом аппаратной идентификации: чем выше уровень МИДС, тем больше плотность прагматической упаковки языковых фрагментов информации. Это значит, что если на уровне α элемент памяти преднабора способен запомнить один символ входного языка информационно-логической системы, то на уровне $(\alpha + 1)$ элемент аналогичного функционального назначения способен уже запомнить целое слово входного языка, на уровне $(\alpha + 2)$ — целое предложение и так далее в соответствии с функциональным назначением всех последующих уровней МИДС. Если учесть, что максимально возможный коэффициент разветвления ИДК на каждом последующем уровне однозначно определяется числом выходных шин предыдущего уровня, т. е.

$$\left. \begin{aligned} m_1 &= m, \\ m_2 &= K_1 - 2, \\ m_3 &= K_2 - 2, \\ m_4 &= K_3 - 2, \\ &\dots \\ m_{\alpha+1} &= K_\alpha - 2, \end{aligned} \right\}$$

то количество идентифицированных прагматических единиц входного языка на каждом уровне может быть определено следующей системой

стует многосимвольная комбинация (отрезок входного слова) и в дешифрующей структуре МИДС, однако независимо от того, как они отражены во входном слове: одно- или многосимвольно. Иными словами, расшифровку поискового образа на основе анализа составляющих его классификационных признаков допустимо проводить с точностью до нескольких объектов на выходную шину МИДС, оставляя тем самым некоторую степень неопределенности.

3. Применение МИДС в системах многоточечного контроля является простым и эффективным аппаратным решением задачи связи оператора с системой контроля на языке идентифицирующих слов, близких к естественным, что определяет легкость освоения такой системы контроля.

ЛИТЕРАТУРА

1. Демидов Г. А., Киселева Г. И., Козин Г. А., Полюдова А. М. Автоматизированная тензометрическая система измерений на основе ЭВМ «Электроника-100». — Автометрия, 1978, № 2.
 2. Черепанов В. Г. Программирование в кодах ЭВМ «Электроника-С50». Красноярск: изд. КНИ, 1976.
 3. Гутенмахер Л. И. Устройство для выборки информации по заданным словам (автоматический словарь). (Автор. свид-во № 122639). — БИ, 1959, № 18.
 4. Терещенко В. К. Ячейка многотактного дешифратора. (Автор. свид-во № 387359.) — БИ, 1973, № 27.
 5. Терещенко В. К. Полуматрица многотактного дешифрирования. (Автор. свид-во № 402866.) — БИ, 1973, № 42.
 6. Терещенко В. К., Пупков В. Н. Последовательный дешифратор. (Автор. свид-во № 705442.) — БИ, 1979, № 47.
 7. Терещенко В. К. Последовательный дешифратор. (Автор. свид-во № 734665.) — БИ, 1980, № 18.
 8. Терещенко В. К. Параллельный дешифратор. (Автор. свид-во № 658554.) — БИ, 1979, № 15.
 9. Дробышев Ю. П., Терещенко В. К. Перспективы применения иерархических дешифрирующих структур. — В кн.: Организация вычислительного процесса в крупном ВЦ. Новосибирск: изд. ВЦ СО АН СССР, 1978.
 10. Баранов С. И. Синтез микропрограммных автоматов (граф-схемы и автоматы). — 2-е изд., перераб. и доп. Л.: Энергия, 1979.
 11. Чирков М. К. Основы общей теории конечных автоматов. Л.: изд. ЛГУ, 1975.
- Поступила в редакцию 3 мая 1979 г.*

УДК 681.142.621

В. Н. ВЬЮХИН, А. Н. КАСПЕРОВИЧ
(Новосибирск)

ШЕСТНАДЦАТИРАЗЯДНЫЙ ЦИФРОАНАЛОГОВЫЙ ПРЕОБРАЗОВАТЕЛЬ

В настоящее время существует ряд задач, требующих применения цифроаналоговых преобразователей (ЦАП) с числом разрядов до 16. Область применения таких устройств, имеющих динамический диапазон 96 дБ, включает цифровое управление электронным лучом в электронно-лучевых установках, управление масс- и оже-спектрометрами, системы