

Министерство образования Российской Федерации
Государственное образовательное учреждение высшего профессионального
образования

**СЕВЕРО-ЗАПАДНЫЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ ЗАОЧНЫЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ
УНИВЕРСИТЕТ**

М.В. Копейкин, В.В. Спиридонов, Е.О. Шумова

ОРГАНИЗАЦИЯ ЭВМ И СИСТЕМ
(Память ЭВМ)

Учебное пособие

САНКТ-ПЕТЕРБУРГ

2004

УДК 681.3

Копейкин М.В., Спиридонов В.В., Шумова Е.О. Организация ЭВМ и систем. (Память ЭВМ): Учеб. пособие. – СПб.: СЗТУ, 2004. – 153 с.

Пособие разработано на основании требований государственных образовательных стандартов высшего профессионального образования по направлению подготовки дипломированного специалиста 654600 (специальность 220100 – “Вычислительные машины, комплексы, системы и сети”) и направлению подготовки бакалавра 552800.

В пособии рассматриваются вопросы функциональной и структурной организации памяти ЭВМ и систем. В основных его разделах изучаются принципы построения и функционирования, а также характеристики различных типов запоминающих устройств ЭВМ и систем.

Пособие предназначено для студентов четвертого курса специальности 220100, изучающих дисциплину “Организация ЭВМ и систем”, а также может быть использовано студентами смежных специальностей при изучении соответствующих дисциплин.

Р е ц е н з е н т ы: кафедра вычислительной техники Санкт-Петербургского государственного электротехнического университета “ЛЭТИ” (зав. кафедрой **Д. В. Пузанков**, д-р техн. наук, проф.), **В. В. Лохмотко**, д-р техн. наук, проф. кафедры информационных управляющих систем УТК им. проф. М.А. Бонч-Бруевича

© Северо-Западный государственный заочный технический университет, 2004

© Копейкин М.В., Спиридонов В.В., Шумова Е.О., 2004

Введение

В состав памяти ЭВМ входит достаточно обширный набор запоминающих устройств, различающихся не только своими функциональными характеристиками, но и принципами организации, используемыми технологиями и другими особенностями.

Поскольку настоящее издание представляет собой учебное пособие, то в нем описываются только наиболее распространенные типы запоминающих устройств, причем глубина и объем изложения ограничены в соответствии с ресурсом времени студентов, изучающих дисциплину “Организация ЭВМ и систем”.

Ряд вопросов, например организации файловых систем запоминающих устройств с подвижным носителем, которые традиционно относятся к курсу “Системное программное обеспечение”, не был включен в пособие также, как не вошли в него и вопросы управления многоуровневой памятью, освещаемые в других разделах дисциплины “Организация ЭВМ и систем”.

Настоящее учебное пособие предназначено для студентов группы специальностей 2201, поэтому при изложении материала учитывалось, что к моменту изучения данной дисциплины студентам известны основные положения курсов “Электротехника и электроника”, “Теория автоматов”, “Схемотехника ЭВМ”.

Однако, учитывая общетехнический характер дисциплины “Организация ЭВМ и систем”, данное пособие, исключая некоторые детали изложения, можно использовать и при изучении этой дисциплины студентами смежных специальностей.

Глава 1. Общие принципы организации памяти ЭВМ

Системы памяти современных ЭВМ представляют собой совокупность аппаратных средств, предназначенных для хранения используемой в ЭВМ информации. К этой информации относятся обрабатываемые данные, прикладные программы, системное программное обеспечение и служебная информация различного назначения. К системе памяти можно отнести и программные средства, организующие управление ее работой в целом, а также драйверы различных видов запоминающих устройств.

Память можно рассматривать как одну из ключевых подсистем ЭВМ, во многом определяющую их производительность. Тем не менее в течение всей истории развития вычислительных машин она традиционно считается их “узким местом”.

Ключевым принципом построения памяти ЭВМ является ее иерархическая организация (принцип, сформулированный еще Джоном фон Нейманом), которая предполагает использование в системе памяти компьютера запоминающих устройств (ЗУ) с различными характеристиками. Причем с развитием технологий, появлением новых видов ЗУ и совершенствованием структурной организации ЭВМ количество уровней в иерархии памяти ЭВМ не только не уменьшается, но даже увеличивается. Например, сверхоперативные ЗУ больших ЭВМ 1950-60-х годов заменяет двухуровневая кэш-память персональных ЭВМ 1990-х годов.

В данной главе проводится классификация ЗУ с точки зрения особенностей их организации и использования. Затем рассматриваются типовые структуры систем памяти ЭВМ, а также основные параметры и критерии оценки запоминающих устройств и систем.

1.1. Основные характеристики запоминающих устройств

Запоминающие устройства (ЗУ) характеризуются рядом параметров, определяющих возможные области применения различных типов таких устройств. К основным параметрам, по которым производится наиболее

общая оценка ЗУ, относятся их информационная емкость (E), время обращения (T) и стоимость (C).

Под информационной емкостью ЗУ понимают количество информации, измеряемое в байтах, килобайтах, мегабайтах или гигабайтах, которое может храниться в запоминающем устройстве.

Как известно, приставки кило-, мега- и гига- допускают неоднозначную трактовку в связи с различием их понимания в общенаучном и специфическом при использовании двоичной системы счисления смыслах. Так, в общем смысле приставка “кило” соответствует 10^3 , “мега” – 10^6 , а “гига” – 10^9 (на подходе “тера”, “пента” и “гексо”). В то же время, близкие по звучанию и смыслу двоичные аналоги этих величин: К-, М- и Г- обозначают 2^{10} (1024), 2^{20} (1048576) и 2^{30} (1073741824), что только приблизительно соответствует перечисленным выше степеням 10. Поэтому при указании емкости одного и того же устройства памяти, например жесткого диска, в Гбайтах и миллиардах байт, могут наблюдаться определенные различия.

Обычно информационная емкость учитывает только полезный объем хранимой информации, который не включает объем памяти, расходуемый на служебную информацию, контрольные разряды или байты, резервные области (например, интервал между концом дорожки диска и ее началом), дорожки синхросигналов и пр.

Время обращения к ЗУ различных типов определяется по-разному. В качестве примера можно рассмотреть оперативные ЗУ и жесткие диски.

Оперативные ЗУ обычно реализуются как ЗУ с произвольным доступом (см. 1.2.1. *Классификация ЗУ по функциональному назначению*). Это означает, что доступ к данным, физически организованным в виде двумерного массива (матрицы элементов памяти), производится с помощью схем дешифрации, выбирающих нужные строку и столбец массива по их номерам (адресам), как показано на рис.1. Поэтому время $T_{обр}$ обращения к ним определяется, в случае отсутствия дополнительных этапов (таких, например, как передача адреса за два такта), временем срабатывания схем дешифрации адреса и собственно временами записи или считывания данных.

Емкости оперативных ЗУ этого же периода составляли для небольших ЭВМ порядка 256 Мб – 2 Гб.

Процесс обращения (чтения или записи) к жесткому диску показан на рис.2. Он включает в себя 3 этапа: перемещение блока головок чтения/записи

на нужную дорожку (*a*), ожидание подхода требуемого сектора под головки чтения/записи (*б*) и собственно передача данных, считываемых с диска или записываемых на него (*в*). Каждый из этих этапов занимает определенное

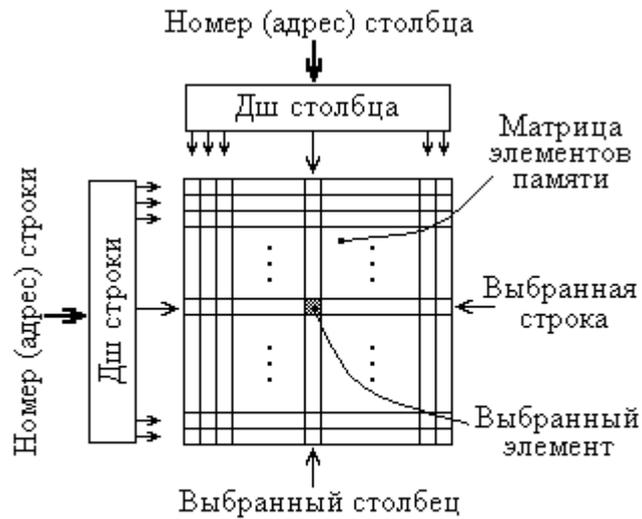


Рис. 1. Произвольный доступ к массиву элементов памяти ЗУ

время, входящее в общее время обращения к диску. Все этапы так или иначе связаны с механическими перемещениями, поэтому их времена сравнительно велики и составляют величины порядка единиц миллисекунд.

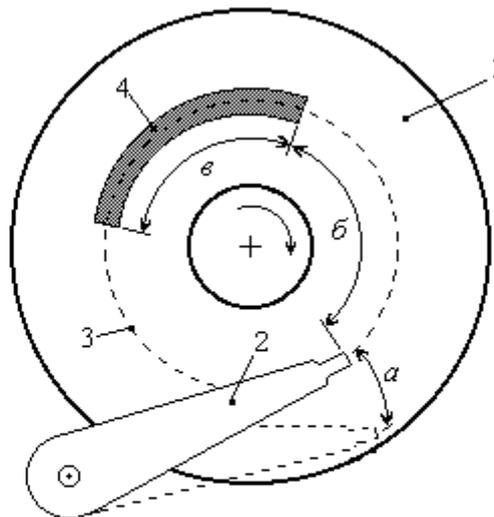


Рис. 2. Обращение к жесткому диску
(1 - пластина диска, 2 - блок головок чт/зп, 3 - дорожка (цилиндр), 4 - файл;
a - поиск дорожки (перемещение блока головок чт/зп, *б* - ожидание подхода файла под блок головок, *в* - передача данных)

Время перемещения блока головок, обычно называемое изготовителями дисков временем поиска (*seek time*), зависит от количества

дорожек, на которое надо переместить блок головок. Минимальное время затрачивается на перемещение блока головок на соседнюю дорожку (цилиндр). Это время составляет порядка 1-2 мс. Максимальное время требуется на перемещение блока головок от крайней дорожки к центральной или наоборот. Это время может составлять порядка 15-20 мс. Среднее время поиска (перемещения головок) составляет порядка 8-10 мс.

Время ожидания подвода файла (точнее, его первого сектора) под блок головок производители называют также временем задержки (*latency time*). Это время в среднем равно времени половины оборота диска, что, например, при скорости вращения (шпинделя) диска 7200 оборотов/мин, или 120 оборотов/с, составляет 4,2 мс.

Наконец, время передачи данных зависит от количества передаваемых данных (размера файла, если он располагается целиком на последовательных секторах одной дорожки диска) и скорости передачи. Из-за зависимости этого времени от размера файла и его размещения на диске в качестве характеристики диска используют скорость передачи данных (*transfer rate*). Эта скорость определяется как параметрами тракта связи с ЭВМ, так и скоростью считывания данных с диска или записи данных на диск. Обычно пользуются именно этими параметрами, так как каналы передачи достаточно быстрые, чтобы снижать скорость передачи, а диски имеют буферные ЗУ (кэш диска), скорость обмена данными с которым заметно превышает скорость считывания с диска или записи на диск.

В свою очередь, скорость обмена с диском определяется скоростью его вращения и плотностью записи информации на него. Обе эти величины непрерывно возрастают с развитием технологий изготовления жестких дисков. В начале 2000 годов скорости вращения дисков составляли порядка 5-15 тыс. оборотов/мин. Плотность записи информации на диск удваивалась примерно каждый год – полтора. К концу 2002 г. плотность записи достигала 45 Гбит/кв.дюйм. Это позволяло размещать на одной пластине диска до 60 Гбайт данных (при использовании обеих сторон пластины). При такой плотности, с учетом примерно десятикратного различия продольной и поперечной плотности записи, на одной стороне пластины имелось порядка 50-60 тыс. дорожек, каждая из которых в среднем позволяла записать 500-600 Кбайт информации.

Максимально достижимая скорость обмена с пластиной при этих условиях составляла до 700 Мбит/с, а средняя скорость обмена данными с диском находилась в пределах 30-50 Мбайт/с.

Стоимость запоминающих устройств также представляет собой важную характеристику. Именно она является одной из причин иерархической организации памяти ЭВМ.

Действительно, хорошо иметь быструю и емкую память. Нужно, чтобы она была и относительно дешевой. Понятно, что эти параметры противоречивы. Поэтому в ЭВМ и строят иерархию памяти, на вершине которой (ближе всего к процессору) находятся маленькие быстродействующие, но дорогие ЗУ, а внизу – большие, дешевые, но медленные.

Определения дорогие и дешевые понимаются не в абсолютном, а в относительном измерении, исходя из стоимости хранения единицы информации (удельной стоимости) в ЗУ. На тот же период времени стоимость хранения 1 Мбайта информации в оперативных ЗУ и на жестких дисках составляла порядка 10-15 центов и 0,1-0,2 цента соответственно, т.е. различалась примерно в 100 раз.

Конечно, помимо емкости, времени обращения и стоимости, существуют и другие характеристики памяти такие, как надежность, энергопотребление, габариты, время хранения информации, способность сохранять ее при отключении питания и другие. При определенных условиях эти характеристики могут иметь важное значение. Например, для ноутбуков энергопотребление и габариты играют существенную роль, что при обеспечении требуемых значений этих показателей приводит к более высокой стоимости устройств такого класса. Напротив, для серверов на первый план выдвигается требование надежности сохранения информации.

1.2. Классификация запоминающих устройств

В настоящее время существует большое количество различных типов ЗУ, используемых в ЭВМ и системах. Эти устройства различаются рядом признаков: принципом действия, логической организацией, конструктивной и технологической реализацией, функциональным назначением и т.д. Большое количество существующих типов ЗУ обуславливает различия в структурной и логической организации (систем) памяти ЭВМ. Требуемые характеристики памяти достигаются не только за счет применения ЗУ с соответствующими характеристиками, но в значительной степени за счет особенностей ее структуры и алгоритмов функционирования.

Память ЭВМ почти всегда является "узким местом", ограничивающим производительность компьютера. Поэтому в ее организации используется ряд приемов, улучшающих временные характеристики памяти и, следовательно, повышающих производительность ЭВМ в целом.

Классификация запоминающих устройств и систем памяти позволяет выделить общие и характерные особенности их организации, систематизировать базовые принципы и методы, положенные в основу их реализации и использования.

Один из возможных вариантов классификации ЗУ представлен на рис.3. В нем устройства памяти подразделяются по двум основным критериям: по функциональному назначению (роли или месту в иерархии памяти) и принципу организации.

1.2.1. Классификация ЗУ по функциональному назначению

При разделении ЗУ по функциональному назначению иногда рассматривают два класса: внутренние и внешние ЗУ ЭВМ. Такое деление первоначально основывалось на различном конструктивном расположении их в ЭВМ. В настоящее время, например, накопители на жестких магнитных дисках, традиционно относимые к внешним ЗУ, конструктивно располагаются непосредственно в основном блоке компьютера. Поэтому деление на внешние и внутренние ЗУ имеет в ряде случаев относительный, условный характер. Обычно к внутренним ЗУ относят

устройства, непосредственно доступные процессору, а к внешним – такие, обмен информацией которых с процессором происходит через внутренние ЗУ.

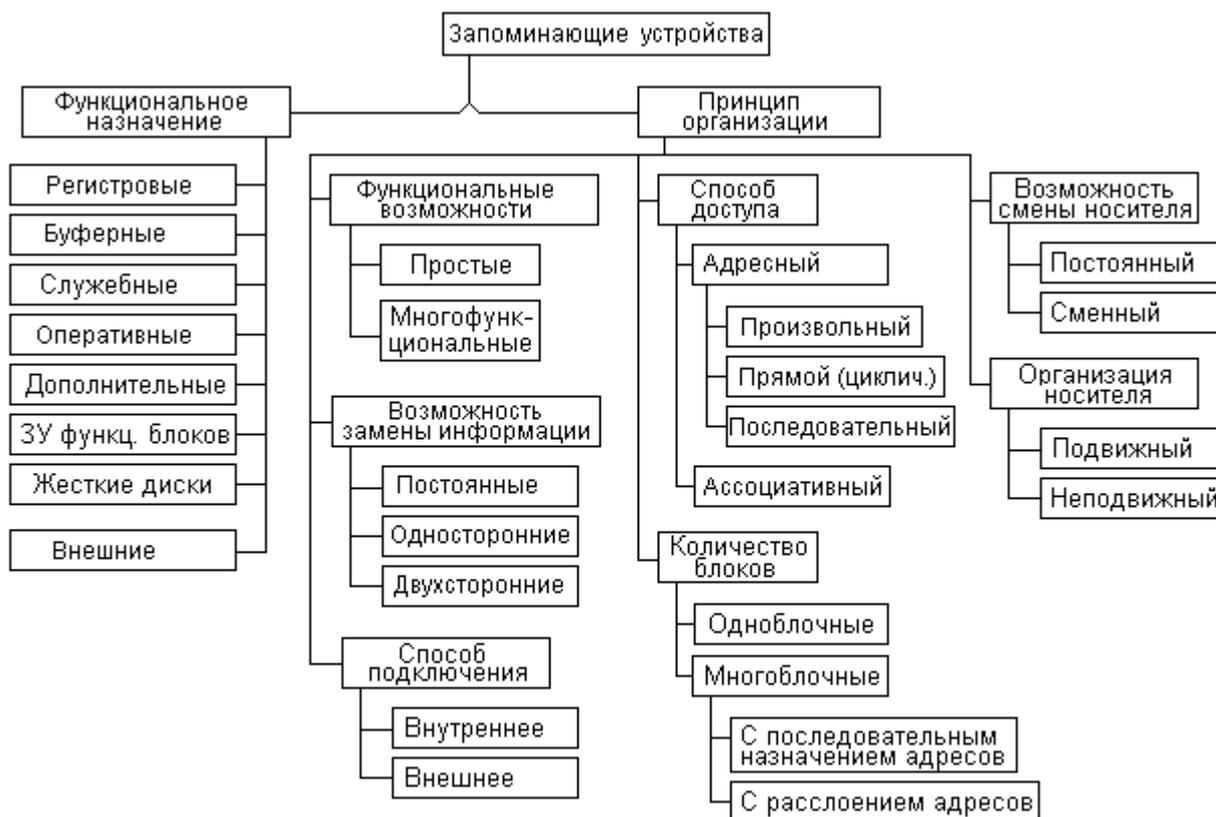


Рис.3. Классификация запоминающих устройств

Общий вид иерархии памяти ЭВМ представлен на рис.4. На нем показаны различные типы ЗУ, причем поскольку рисунок обобщенный, то не все из представленных на нем ЗУ обязательно входят в состав ЭВМ, а характер связей между устройствами может отличаться от показанного на рисунке.

1. Верхнее место в иерархии памяти занимают **регистровые ЗУ**, которые входят в состав процессора и часто рассматриваются не как самостоятельный блок ЗУ, а просто как набор регистров процессора. Такие ЗУ в большинстве случаев реализованы на том же кристалле, что и процессор, и предназначены для хранения небольшого количества информации (до нескольких десятков, а в RISC-архитектурах – до сотни слов), которая обрабатывается в текущий момент времени или часто используется процессором. Это позволяет сократить время выполнения программы за счет использования команд типа регистр-регистр и уменьшить

частоту обменов информацией с более медленными ЗУ ЭВМ. Обращение к этим ЗУ производится непосредственно по командам процессора.

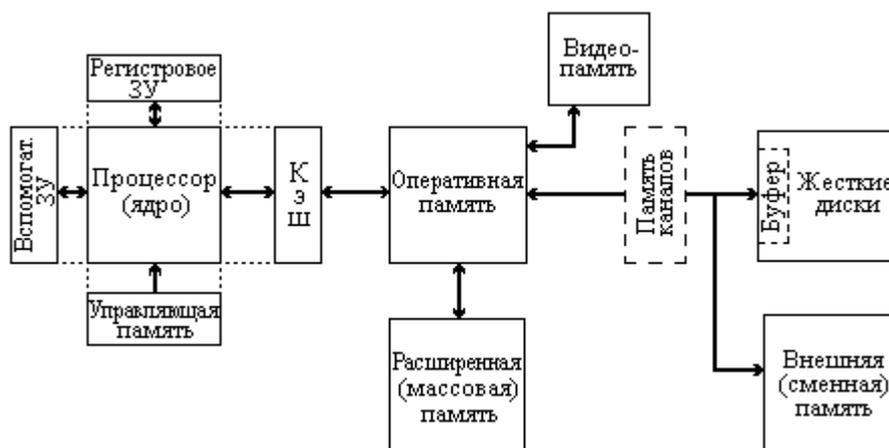


Рис. 4. Возможный состав системы памяти ЭВМ

2. Следующую позицию в иерархии занимают **буферные ЗУ**. Их назначение состоит в сокращении времени передачи информации между процессором и более медленными уровнями памяти компьютера. Буферная память может устанавливаться на различных уровнях, но здесь речь идет именно об указанном ее местоположении. Ранее такие буферные ЗУ в отечественной литературе называли сверхоперативными, сейчас это название практически полностью вытеснил термин "кэш-память" или просто **кэш**.

Принцип использования буферной памяти во всех случаях сводится к одному и тому же. Буфер представляет собой более быстрое (а значит, и более дорогое), но менее емкое ЗУ, чем то, для ускорения работы которого он предназначен. При этом в буфере размещается только та часть информации из более медленного ЗУ, которая используется в настоящий момент. Если доля h обращений к памяти со стороны процессора, удовлетворяемых непосредственно буфером (кэшем) высока (0,9 и более), то среднее время для всех обращений оказывается близким ко времени обращения к кэшу, а не к более медленному ЗУ.

Пусть двухуровневая память состоит из кэш и оперативной памяти, как показано на рис.5. И пусть, например, время обращения к кэшу $t_c = 1$ нс (10^{-9} с), время t_m обращения к более медленной оперативной памяти в десять раз больше – $t_m = 10$ нс, а доля обращений, удовлетворяемых кэшем, $h = 0,95$.

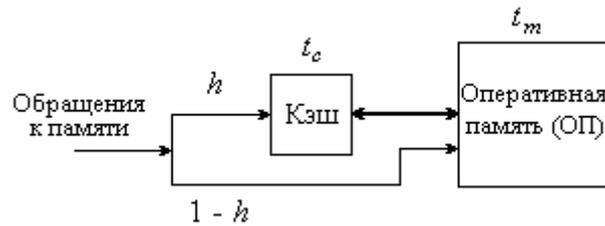


Рис. 5. К расчету среднего времени обращения
 t_c – время обращения к кэш-памяти,
 t_m – время обращения к ОП,
 h – доля обращения, обслуживаемых кэш-памятью,
 $1 - h$ – доля обращений, обслуживаемых ОП)

Тогда среднее время обращения к такой двухуровневой памяти T_{cp} составит $T_{cp} = 1 * 0,95 + 10 * (1 - 0,95) = 1,45$ нс, т.е. всего на 45% больше времени обращения к кэшу. Значение h зависит от размера кэша и характера выполняемых программ и иногда называется отношением успехов или попаданий (*hit ratio*).

Размеры кэш-памяти существенно изменяются с развитием технологий. Так, если в первых ЭВМ, где была установлена кэш-память, во второй половине 1960-х годов (большие ЭВМ семейства IBM-360) ее емкость составляла всего от 8 до 16 КБайт, то уже во второй половине 1990-х годов емкость кэша рядовых персональных ЭВМ составляла 512 КБайт. Причем сама кэш-память может состоять из двух (а в серверных системах – даже трех) уровней: первого (L1) и второго (L2), также отличающихся своей емкостью и временем обращения.

Конструктивно кэш уровня L1 входит в состав процессора (поэтому его иногда называют внутренним). Кэш уровня L2 либо также входит в микросхему процессора, либо может быть реализован в виде отдельной памяти. Как правило, на параметры быстродействия процессора большее влияние оказывают характеристики кэш-памяти первого уровня.

Время обращения к кэш-памяти, которая обычно работает на частоте процессора, составляет от десятых долей до единиц наносекунд, т.е. не превышает длительности одного цикла процессора.

Обмен информацией между кэш-памятью и более медленными ЗУ для улучшения временных характеристик выполняется блоками, а не байтами или словами. Управляют этим обменом аппаратные средства процессора и операционная система, и вмешательство прикладной программы не требуется. Причем непосредственно командам процессора кэш-память недоступна, т.е. программа не может явно указать чтение или запись в кэш-

памяти, которая является для нее, как иногда говорят, “прозрачной” (прямой перевод используемого в англоязычной литературе слова *transparent*).

Некоторые особенности организации кэш-памяти рассмотрены в главе 4.

3. Еще одним (внутренним) уровнем памяти являются *служебные ЗУ*. Они могут иметь различное назначение.

Одним из примеров таких устройств являются ЗУ микропрограмм, которые иногда называют управляющей памятью. Другим – вспомогательные ЗУ, используемые для управления многоуровневой памятью.

В управляющей памяти, использующейся в ЭВМ с микропрограммным управлением, хранятся микропрограммы выполнения команд процессора, а также различных служебных операций.

Вспомогательные ЗУ для управления памятью (например, теговая память, используемая для управления кэш-памятью, буфер переадресации *TLB – translation location buffer*) представляют собой различные таблицы, используемые для быстрого поиска информации в разных ступенях памяти, отображения ее свойств, очередности перемещения между ступенями и пр.

Емкости и времена обращения к таким ЗУ зависят от их назначения. Обычно – это небольшие (до нескольких Кбайт), но быстродействующие ЗУ. Специфика назначения предполагает недоступность их командам процессора.

4. Следующим уровнем иерархии памяти является *оперативная память*. Оперативное ЗУ (ОЗУ) является основным запоминающим устройством ЭВМ, в котором хранятся выполняемые в настоящий момент процессором программы и обрабатываемые данные, резидентные программы, модули операционной системы и т.п. Название оперативной памяти также несколько изменялось во времени. В некоторых семействах ЭВМ ее называли основной памятью, основной оперативной памятью и пр. В англоязычной литературе также используется термин *RAM (random access memory)*, означающий память с произвольным доступом.

Эта память используется в качестве основного запоминающего устройства ЭВМ для хранения программ, выполняемых или готовых к выполнению в текущий момент времени, и относящихся к ним данных. В оперативной памяти располагаются и компоненты операционной системы, необходимые для ее нормальной работы. Информация, находящаяся в ОЗУ, непосредственно доступна командам процессора, при условии соблюдения требований защиты.

Оперативная память реализуется на полупроводниках (интегральных схемах), стандартные объемы ее составляют (в начале 2000-х годов) сотни мегабайт – единицы гигабайт, а времена обращения – единицы÷десятки наносекунд.

5. Еще одним уровнем иерархии ЗУ может являться *дополнительная память*, которую иногда называли расширенной или массовой. Первоначально (1970-е годы) эта ступень использовалась для наращивания емкости оперативной памяти до величины, соответствующей адресному пространству (например, 24-битного адреса) команд, с помощью подключения более дешевого и емкого, чем ОЗУ, запоминающего устройства.

Это могла быть ферритовая память или даже память на магнитных дисках. Конечно, она была более медленной, а хранящая в ней информация сперва передавалась в оперативную память и только оттуда попадала в процессор. При записи путь был обратный.

Затем, в ранних моделях ПЭВМ, дополнительная память также использовалась для наращивания емкости ОЗУ и представляла собой отдельную плату с микросхемами памяти. А еще позже термин дополнительная память (*extended* или *expanded memory*) стал обозначать область оперативного ЗУ с адресами выше одного мегабайта. Конечно, этот термин применим только к IBM PC совместимым ПЭВМ.

6. В состав памяти ЭВМ входят также ЗУ, *принадлежащие отдельным функциональным блокам* компьютера. Формально эти устройства непосредственно не обслуживают основные потоки данных и команд, проходящие через процессор. Их назначение обычно сводится к

буферизации данных, извлекаемых из каких-либо устройств и поступающих в них.

Типичным примером такой памяти является **видеопамять** графического адаптера, которая используется в качестве буферной памяти для снижения нагрузки на основную память и системную шину процессора.

Другими примерами таких устройств могут служить **буферная память** контроллеров жестких дисков, а также память, использовавшаяся в каналах (процессорах) ввода-вывода для организации одновременной работы нескольких внешних устройств.

Емкости и быстродействие этих видов памяти зависят от конкретного функционального назначения обслуживаемых ими устройств. Для видеопамяти, например, объем может достигать величин, сравнимых с оперативными ЗУ, а быстродействие – даже превосходить быстродействие последних.

7. Следующей ступенью памяти, ставшей фактически стандартом для любых ЭВМ, являются **жесткие диски**. В этих ЗУ хранится практически вся информация, которая используется более или менее активно, начиная от операционной системы и основных прикладных программ и кончая редко используемыми пакетами и справочными данными.

Емкость этой ступени памяти, которая может включать в свой состав до десятков дисков, обеспечивая хранение очень большого количества данных, зависит от области применения ЭВМ. Типовая емкость жесткого диска, составляющая на начало 2000-х годов десятки гигабайт, удваивается примерно каждые полтора года.

Со временем обращения дело обстоит несколько иначе: компоненты этого времени, обусловленные перемещением блока головок чтения-записи уменьшаются сравнительно медленно (примерно вдвое за 10 лет). Компонента, обусловленная временем подвода сектора и зависящая от скорости вращения шпинделя диска, также уменьшается с ростом этой скорости примерно такими же темпами. А скорость передачи данных растет значительно быстрее, что связано с увеличением плотности записи информации на диски.

8. Все остальные запоминающие устройства можно объединить с точки зрения функционального назначения в одну общую группу, охарактеризовав ее как группу *внешних ЗУ*. Под словом “внешние” следует подразумевать то, что информация, хранимая в этих ЗУ, в общем случае расположена на носителях, не являющихся частью собственно ЭВМ. Под это определение подпадают гибкие диски, компакт диски, накопители на сменных магнитных и магнитооптических дисках, твердотельные (флэш) диски и флэш-карты, стримеры, внешние винчестеры и др. Естественно, что параметры этих устройств существенно различны. Функциональное назначение их обычно сводится либо к архивному хранению информации, либо к переносу ее от одного компьютера к другому.

Некоторые сомнения в принадлежности к данной категории могут вызвать сменные диски, устанавливаемые в салазки (*rack*). Такие диски, действительно, лучше отнести к предыдущей (седьмой) группе.

1.2.2. Классификация ЗУ по принципу организации

Особенности организации ЗУ определяются, в первую очередь, используемыми технологиями, логикой их функционирования, а также некоторыми другими факторами. Эти особенности и соответствующие разновидности ЗУ перечисляются ниже.

1. По *функциональным возможностям* ЗУ можно разделять:

- на простые, допускающие только хранение информации;
- многофункциональные, которые позволяют не только хранить, но и перерабатывать хранимую информацию без участия процессора непосредственно в самих ЗУ [2].

Подход, используемый во второй группе ЗУ, в принципе, позволяет создать производительные системы с параллельной обработкой данных. В частности, похожие подходы применяются в различных частях видеотракта компьютера.

2. По *возможности изменения информации* различают ЗУ:

- постоянные (или с однократной записью);
- односторонние (с перезаписью или перепрограммируемые);

- двусторонние.

В *постоянных* ЗУ (ПЗУ) информация заносится либо при изготовлении, либо посредством записи (или, как иначе называют эту процедуру, программирования или прожига), которая может быть выполнена только однократно. В ходе такой записи изменяется сам носитель информации, например, пережигаются проводники в микросхемах ПЗУ или формируются лунки в отражающем слое CD-ROM.

Односторонними называют ЗУ, которые имеют существенно различные времена записи и считывания информации. Наиболее распространенными типами таких ЗУ являются перепрограммируемые постоянные ЗУ или компакт-диски с перезаписью – CD-RW. Время записи в устройствах этих типов значительно превышает время считывания информации.

К односторонним ЗУ можно отнести и ЗУ на приборах с зарядовой связью (ПЗС), в которых время записи (формирования изображения), вообще говоря, заметно меньше времени считывания (передачи изображения).

Двусторонние ЗУ имеют близкие значения времен чтения и записи. Типичными представителями таких ЗУ являются оперативные ЗУ и ЗУ на жестких дисках.

3. По *способу доступа* различают ЗУ:

- с адресным доступом;
- с ассоциативным доступом.

При *адресном доступе* для записи или чтения место расположения информации в ЗУ определяется ее адресом. Логически адрес может иметь различную структуру. Например, в оперативных ЗУ адрес представляет собой двоичный код, одна часть разрядов которого указывают строку матрицы элементов памяти, а другая – столбец этой матрицы. На пересечении заданных строки и столбца находится искомая информация (см. рис.1). В ЗУ на магнитных дисках адрес может представлять собой либо комбинацию номеров цилиндра, головки и сектора (так называемая CHS-геометрия), либо логический номер сектора (LBA-адресация). Возможны и иные варианты.

В любом случае, заданный адрес обрабатывается схемами доступа ЗУ (дешифратором, блоком позиционирования головок и т.п.) таким образом, что в операции участвует соответствующая адресу область матрицы элементов памяти, запоминающей среды или носителя информации.

При этом, в зависимости от того, как именно срабатывает механизм доступа, различают следующие виды адресного доступа:

- произвольный;
- прямой (циклический);
- последовательный.

Термин “память с произвольным доступом” (*random access memory – RAM*) применяют к ЗУ, в которых выбор места хранения информации производится непосредственным подключением входов и выходов элементов памяти (через буферы, усилители и логические элементы) к входным и выходным шинам ЗУ. Это наиболее быстрый вид адресного доступа, применяемый в оперативных ЗУ и кэш-памяти.

При прямом (циклическом) доступе непосредственной коммутации связей оказывается недостаточно. В таких ЗУ обычно происходит еще и перемещение данных относительно механизма чтения/записи, механизма чтения/записи относительно данных или и то и другое. Физически это может быть как механическое перемещение, например, в жестких дисках, перемещение областей намагниченности, как в ЗУ на магнитных доменах, перенос зарядов и др.

С логической точки зрения такие ЗУ можно сопоставить набору сдвигающих регистров, информация в которых сдвигается циклически и может вводиться в регистр или выводиться из него только в одном из разрядов. Термины “циклический” и “прямой” доступ близки по содержанию, хотя “прямой доступ” – имеет более широкий смысл.

Последовательный доступ характерен для ЗУ, использующих в качестве носителя информации (запоминающей среды) магнитную ленту, например, для стримеров. В таких ЗУ для доступа к блоку данных необходимо переместить носитель так, чтобы участок, на котором располагается требуемый блок данных, оказался под блоком головок чтения/записи.

Кроме того, при всех формах адресного доступа адресуемым элементом может быть не только байт или слово (как в оперативной памяти и кэш-памяти), но целый блок данных. Это обычно связано либо с конструктивными особенностями ЗУ, либо с большим временем доступа.

При *ассоциативном доступе* место хранения информации при чтении и записи определяется не адресом, а значением некоторого ключа поиска. Каждое записанное и хранимое в ассоциативной памяти слово имеет поле ключа. Значение этого ключа сравнивается со значением ключа поиска при чтении данных из памяти. В случае совпадения сравниваемых значений информация считывается из памяти.

Ассоциативная память эффективна для решения задач, связанных с поиском данных. Однако ее использование ограничено в силу сравнительно высокой ее сложности.

Действительно, с аппаратной точки зрения сам поиск может быть организован по-разному: последовательно по разрядам ключевых полей или параллельно по всем ключам во всем массиве памяти. Второй способ, конечно, более быстрый, но требует соответствующей организации (ключевой части) памяти, которая должна иметь для этого в ключевой части каждого хранимого слова схемы сравнения. Именно поэтому такая память существенно более дорогая, чем оперативная, и используется в основном для решения задач, требующих быстрого поиска в небольших объемах информации.

Одним из частых применений ассоциативной памяти является быстрое преобразование логических (линейных) адресов данных в физические (т.е. адреса ячеек памяти), выполняемое, например, так называемым буфером трансляции адресов. Другой близкой задачей является определение того, имеется ли требуемая информация в верхних уровнях ЗУ или необходима ее подкачка из более медленных ЗУ.

4. По *организации носителя* различают ЗУ:

- с неподвижным носителем;
- с подвижным носителем.

В первых из них носитель механически неподвижен в процессе чтения и записи информации, что имеет место, например, в оперативных и кэш ЗУ, твердотельных дисках, ЗУ с переносом зарядов и др.

Для ЗУ второй группы чтение и запись информации сопровождаются механическим перемещением носителя, что обычно имеет место в различных ЗУ с магнитной записью, например в жестких и гибких дисках.

Однако, возможны и иные варианты. Например, фирмой IBM разрабатывается ЗУ с механическим перемещением записывающих и считывающих элементов (микроигл) и неподвижным носителем информации (пластиковой пленкой).

5. По *возможности смены носителя* ЗУ могут быть:

- с постоянным носителем;
- со сменным носителем.

В ЗУ первого вида носитель является частью самого устройства и не может быть извлечен из него в процессе нормального функционирования (оперативные ЗУ, жесткие диски).

В ЗУ второй группы носитель не является собственной частью устройства и может устанавливаться в ЗУ и извлекаться из него в процессе работы (гибкие диски, CD-ROM-дисководы, карты памяти, магнитооптические диски).

6. По *способу подключения* к системе ЗУ делятся:

- на внутренние (стационарные);
- внешние (съёмные).

В первом случае ЗУ, как правило, является обязательным компонентом вычислительной системы, устанавливается в корпусе системы (например, оперативная память) или интегрируется с другими ее компонентами (например, кэш-память).

Во втором случае устройство подключается к системе дополнительно и представляет собой отдельный блок. Подключение (и отключение) таких ЗУ, в зависимости от особенности их реализации, может производиться как при выключенной системе – так называемое “холодное подключение”, так и в работающей системе – “горячее подключение”.

Последний вариант в серверных системах предусматривают и для стационарных ЗУ (жестких дисков).

7. По *количеству блоков*, образующих модуль или ступень памяти, можно различать:

- одноблочные ЗУ;
- многоблочные ЗУ.

Такое разделение может представлять интерес в том случае, когда в многоблочное ЗУ входят блоки (или банки памяти), допускающие возможность параллельной работы. В этом случае за счет одновременной работы блоков можно повысить общую производительность модуля (ступени) ЗУ, иначе называемую его пропускной способностью и измеряемую количеством информации, которое модуль может записать или считать в единицу времени.

Но возможность одновременной работы блоков еще не означает, что они именно так и будут работать. Чтобы это произошло, необходимо обращения системы к памяти более или менее равномерно распределять по различным блокам. Достичь этого можно различными способами, например запустить параллельные задачи или процессы (*threads*), работающие с разными блоками, либо разместить информацию, относящуюся к одному процессу, в разных блоках.

Однако, поскольку параллельные процессы в действительности выполняются параллельно только в многопроцессорных системах (в крайнем случае, в гиперпоточных архитектурах), то часто используют второй путь, прибегая к так называемому чередованию, или расслоению, (*interleave*) адресов между блоками. Т.е. последовательные адреса или группы адресов адресного пространства назначают в различные блоки памяти так, как это показано на рис. 6,б. На этом рисунке показана память, состоящая из двух блоков, но на практике известны системы, допускающие расслоение по шестнадцати блокам.

Ясно, что в случае такого назначения адресов при выполнении какой-либо программы обращения к памяти будут распределяться по блокам достаточно равномерно. А при обмене блоком данных с другой ступенью

памяти обращения по последовательным адресам тем более будут попадать в различные блоки памяти.

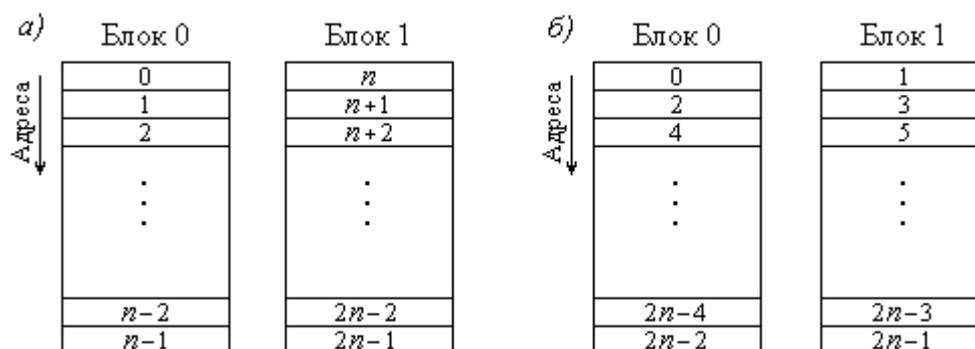


Рис. 6. Распределение адресов адресного пространства памяти по блокам (*а* – последовательное, *б* – с расслоением по блокам)

Рассматривая расслоение адресов, можно отметить его аналогию с некоторыми режимами работы RAID-контроллеров.

Конечно, за пределами приведенной классификации остались такие довольно представительные признаки, как физические принципы реализации, уровень потребляемой мощности, радиационная устойчивость и некоторые другие, которые в определенных случаях могут иметь немаловажное значение.

1.3. Системы памяти: классификация, критерии оценки

Как отмечалось в начале настоящей главы, для систем памяти (СП) характерна иерархическая организация, позволяющая достичь приемлемого компромисса между основными характеристиками запоминающих устройств. При этом различие требований к информационным потокам при решении разных классов задач обуславливает и различия в организации памяти ЭВМ, ориентированных на те или иные классы задач.

Особенности построения систем памяти могут затрагивать их структуру, принципы функционирования, логического взаимодействия и другие аспекты. К основным классификационным признакам систем памяти можно отнести следующие.

1. **Количество уровней**, т.е. отличных по своему назначению или конструктивным характеристикам запоминающих устройств. По этому признаку можно разделять СП на *одноуровневые* и *многоуровневые*. На

практике одноуровневые системы памяти, представляющие собой одно или группу одинаковых ЗУ, встречаются лишь в специализированных системах.

Среди многоуровневых СП иногда выделяют системы с одним или несколькими *исполнительными* уровнями, т.е. уровнями, непосредственно доступными процессору. Широко известным примером такой системы является память ПЭВМ, в которой процессор имеет непосредственный доступ как к кэш памяти, так и к оперативной памяти.

2. Характер связей между уровнями. Связи между уровнями системы памяти, допускающие обмен информацией между ними, определяют допустимые потоки данных в системе и ее структуру. По характеру связей можно выделить:

- *централизованные* СП, в которых обмен информацией между ЗУ различных уровней осуществляется через какое-либо одно ЗУ, обычно через оперативную память;

- *линейные* СП, в которых обмен информацией возможен только между смежными уровнями системы (например, кэш – оперативная память – жесткие диски);

- *смешанные* СП, обладающие связями, характерными как для централизованных, так и для линейных СП (например, кэш – оперативная память – жесткий диск и CD ROM, имеющие одинаковые связи с оперативной памятью);

- СП *со структурой полного графа*, включающие в себя устройства, позволяющие устанавливать связи для обмена информацией между двумя любыми уровнями. Эти системы могут различаться по способу реализации таких связей на *магистральные*, в которых одна или большее количество шин разделяются во времени между всеми подключенными к ним устройствами, и *матричные*, имеющие коммутационную матрицу.

3. Тип разбиения адресного пространства памяти. Обычно память разделяется на логические блоки для упрощения управления ею, причем поддержка такого разбиения обеспечивается не только со стороны операционной системы, но и аппаратной частью. По этому признаку различают системы памяти :

- *без разделения* поля памяти на блоки;
- *со страничной памятью*, адресное пространство которых разделено на участки одинакового размера, называемые страницами;
- *с сегментированием памяти*, в которых память разделяется на сегменты, размер которых жестко не задается;
- *с двухуровневым (странично-сегментным) разделением* поля памяти.

4. **Количество обслуживаемых системой памяти процессоров** – признак, по которому различают СП *однопроцессорных* и *многопроцессорных* ЭВМ и систем. Причем в тех случаях, когда мультипроцессирование не является просто средством повышения надежности за счет дублирования вычислений, СП, по сути, является центром связи системы в единое целое. В таких условиях СП должна обеспечивать многоканальный доступ к информации с поддержкой целостности и непротиворечивости (когерентности) данных на всех уровнях системы.

5. **Порядок обслуживания обращений к ЗУ нижних уровней** также может использоваться для подразделения СП. По этому признаку можно различать системы с обслуживанием обращений *в порядке поступления* и с *диспетчеризацией обращений*, т.е. обслуживанием их в том порядке, который позволит уменьшить среднее время ожидания обслуживания обращения (см. п. 4.2.2. главы 4).

Кроме того, к этой категории можно отнести и назначение адресов в дисковом массиве, которое может быть последовательным или с расслоением адресов по дисководам, о чем говорилось в предыдущем параграфе в отношении многоблочных ЗУ.

При выборе структуры, состава и характеристик систем памяти следует учитывать, что противоречивость предъявляемых к ним требований и большое количество факторов, влияющих на их характеристики, обуславливают сложность получения достаточно объективных и точных комплексных оценок СП. Например, рис. 7 дает представление о факторах, влияющих на работоспособность ЗУ, разделенных в соответствии с [1] на группы, которые определяют информационную и конструктивную

надежность и эффективность. При объединении отдельных ЗУ в систему к этим факторам добавляется еще целый ряд, связанный со взаимодействием ЗУ между собой в составе системы памяти.

Поэтому с целью более полного учета характера функционирования и окружения СП при выборе критерия ее оценки следует рассматривать эту систему как компоненту вычислительной машины (системы), ориентируясь на назначение последней.

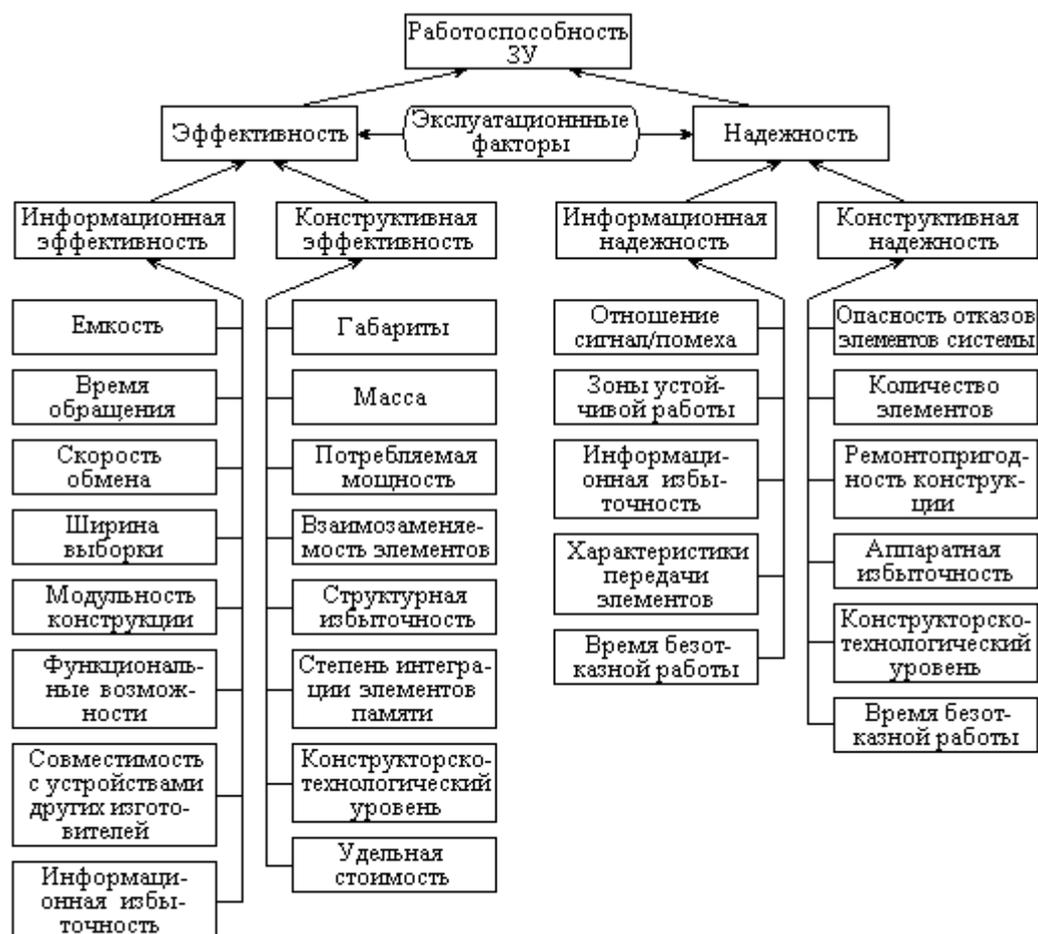


Рис. 7. Факторы, определяющие работоспособность ЗУ

Любой критерий оценки должен включать основные характеристики оцениваемой системы, к которым в рассматриваемом случае относятся емкость системы памяти, среднее время обращения к ней, пропускная способность, стоимость и надежность. Ряд характеристик, например радиационная устойчивость, габариты, масса, энергопотребление, в типовых применениях могут не учитываться. Хотя, если речь идет, например о

мобильных системах, последние три из названных характеристик имеют важное значение.

Емкость $E_{СП}$ системы памяти можно рассматривать в двух аспектах: либо как сумму объемов всех ЗУ, входящих в состав СП, либо как количество информации (программ и данных), которое можно разместить в системе. В первом случае можно говорить о *технической емкости* СП, во втором – об *эффективной емкости*. Понятно, что эффективная емкость всегда меньше технической, так как она определяется не только собственно составом СП, но и методами организации хранения данных, методами управления памятью и др. Например, можно вспомнить о файловых системах, которые накладывают ограничения снизу на место на диске, занимаемое даже самым небольшим файлом.

Среднее время обращения $T_{обр}$ к СП можно определить через частоты обращений к отдельным устройствам системы и временам обращений $t_{обр_i}$ к этим устройствам как

$$T_{обр} = \sum_i f_i t_{обр_i} / \sum_i f_i ,$$

где f_i есть среднее количество обращений к i -му ЗУ в единицу времени. Очевидно, что в этом случае $T_{обр}$ в значительной степени зависит от относительных частот обращения к различным ЗУ, а не только от времени обращения к ним.

Средней пропускной способностью B системы памяти называют количество информации, которое можно передать в СП или извлечь из нее в единицу времени. В общем виде B можно определить, усреднив (взвешенно) пропускные способности отдельных ЗУ, входящих в состав СП.

Стоимость $C_{СП}$ системы памяти определяется как сумма стоимостей всех входящих в ее состав ЗУ, контроллеров и дополнительных аппаратных средств, используемых для управления памятью. Строго говоря, некоторые средства управления памятью, как и сами ЗУ, могут быть интегрированы в процессор или в системные микросхемы (микросхемы чипсета или др.). В этом случае стоимость собственно ЗУ и средств управления ими приходится определять путем сравнения с аналогичными микросхемами, обладающими другими параметрами, или приближенно.

Надежность СП определяется надежностью составляющих ее блоков. Вопросы надежности подробно рассмотрены в соответствующей литературе, например в [1].

Все характеристики систем памяти взаимосвязаны между собой и имеют противоречивый характер. Например, уменьшение времени обращения к СП связано с использованием более быстродействующих, а следовательно, и дорогостоящих ЗУ. Увеличения пропускной способности дисковых ЗУ можно достичь, используя аппаратные или алгоритмические методы диспетчеризации, что приводит либо к росту стоимости и снижению надежности СП, либо к увеличению расходов времени на работу операционной системы.

Граф взаимосвязи характеристик СП и определяющих их факторов приведен на рис. 8.

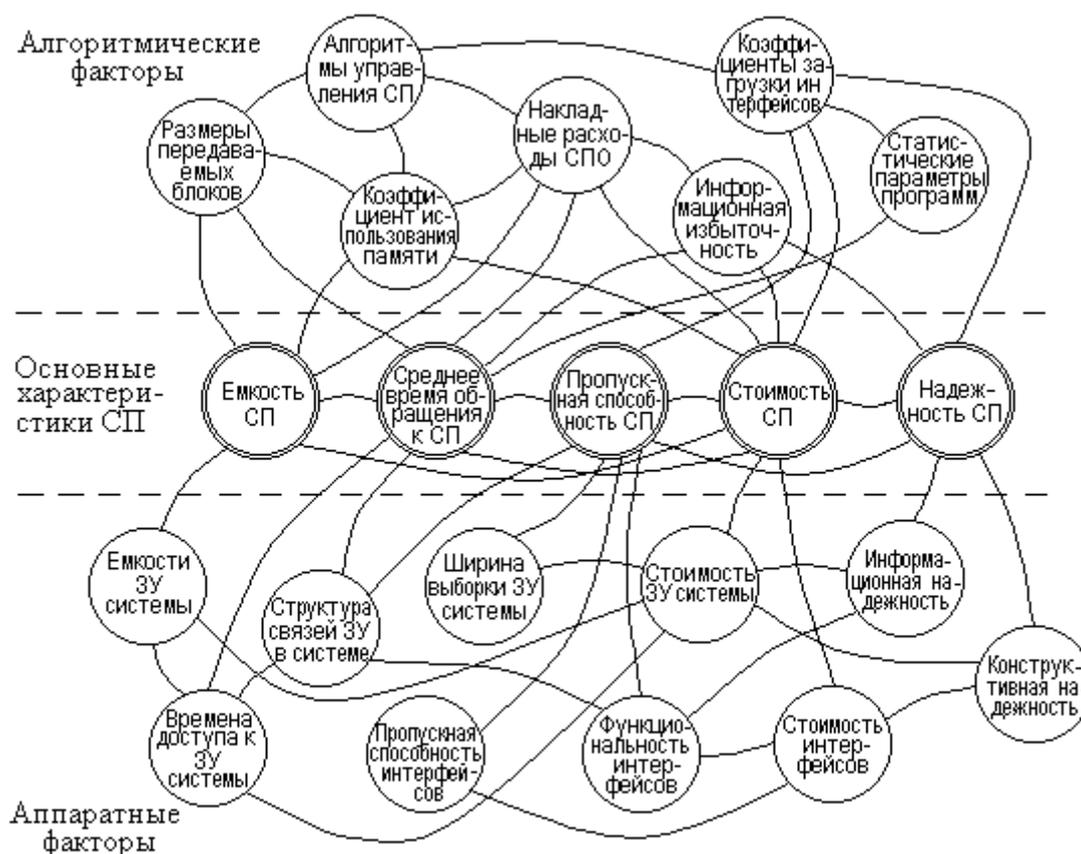


Рис. 8. Граф взаимосвязи характеристик и параметров систем памяти

Критерии оценки эффективности СП могут быть разделены на временные, стоимостные и интегральные. Как правило, критерии,

относящиеся к первым двум группам, используются для оценки систем специализированного назначения и учитывают специфические требования.

Часто используемая в литературе форма интегрального критерия оценки системы памяти типа отношение производительность/стоимость, позволяя сравнивать различные СП, тем не менее едва ли может рассматриваться в качестве критерия, определяющего пригодность СП для конкретной ЭВМ или вычислительной системы. Например, СП, обладающая лучшим значением этого показателя, может не отвечать заданным ограничениям.

Поскольку система памяти работает не сама по себе, а входит в состав некоторой ЭВМ (или вычислительного комплекса), то выбор ее характеристик должен быть увязан с характеристиками этой ЭВМ, а также с классом задач, на решение которых она ориентируется.

Конечно, если круг решаемых задач четко определен, то оценку выбираемой памяти можно провести точнее. Но и в общем случае целесообразно руководствоваться общим соображением о необходимости сбалансировать показатели памяти и остальной системы. Подобный критерий описан в [8]. Более формально это соображение можно представить следующим образом.

Пусть для простоты будут рассматриваться только характеристики стоимости и производительности системы памяти (хотя вопросы надежности, функциональных возможностей, стоимости эксплуатации, конечно, также играют свои роли). Тогда в качестве критерия выбора СП можно использовать стоимость решения задач на ЭВМ, стремясь к ее минимизации, при условии соблюдения ограничений на максимально допустимое время решения и стоимость ЭВМ.

Пусть C – стоимость ЭВМ, складывающаяся из двух компонент: C_1 – стоимости системы памяти и C_2 – стоимости остальной части ЭВМ: процессора, системы ввода-вывода и др. При необходимости можно аналогичным образом вынести в отдельную группу любые другие компоненты.

Пусть далее t среднее время выполнения команды для рассматриваемой ЭВМ, причем это время также считается состоящим из двух компонент и определяется следующим выражением:

$$t = t_1 n + t_2 ,$$

где t_1 – среднее время обращения к памяти, t_2 – среднее время выполнения команды, не совмещаемое с обращением к памяти, а n – среднее количество обращений к памяти, производимых при выполнении одной команды.

Тогда время t_t решения задачи, требующей выполнения N команд, составит $t_t = N (t_1 n + t_2)$, а стоимость C_t этого решения будет $C_t = C t_t k_0 / T$, где k_0 – коэффициент расходов на эксплуатацию ЭВМ, а T – срок ее службы.

Полагая далее для упрощения k_0 и T одинаковыми для всех ЭВМ (что, конечно, справедливо только в рамках ЭВМ одного класса), можно установить, что стоимость решения одной и той же задачи линейно зависит от произведения $C t = (C_1 + C_2) (t_1 n + t_2)$. Если допустить также, что произведения $C_1 t_1$ и $C_2 t_2$ остаются постоянными в некоторой узкой области, то при выборе системы памяти следует минимизировать сумму “перекрестных” произведений $C_1 t_2$ и $C_2 t_1 n$.

Эти соображения, включающие в себя ряд допущений, могут служить основой для грубой оценки параметров выбираемой системы памяти. Хотя даже и с учетом принятых упрощений, оценка значений t_1 , t_2 и n не является простой задачей, особенно с учетом зависимости всех этих величин от класса решаемых задач.

Тем не менее общий смысл этих рассуждений в целом подтверждает и тот факт, что ЭВМ близких классов имеют и схожие параметры основных компонент.

Глава 2. Полупроводниковые запоминающие устройства

Полупроводниковые ЗУ в настоящее время представляют собой большой класс запоминающих устройств, различных по своим функциональным и техническим характеристикам, широко используемых в качестве внутренних ЗУ ЭВМ. Но этим их использование не ограничивается. Подавляющее большинство электронной и бытовой техники переходит на цифровые методы представления данных (не только текстовых, но и аудио, графических и видео) и управления (использование микроконтроллеров).

Различные сферы применения накладывают свои особенности на реализацию полупроводниковых ЗУ, однако это чаще касается их конструктивных особенностей, а принципы построения одинаковы.

Высокое быстродействие полупроводниковых ЗУ обуславливает то, что большинство из них имеет организацию с произвольным доступом. Хотя такие ЗУ, как флэш-память и ЗУ с переносом зарядов (используемые, например, в фото- и видеокамерах), организованы несколько иначе.

Это же высокое быстродействие определяет и основные области применения полупроводниковых ЗУ в ЭВМ: кэш-память и оперативная память.

Причем надо отметить, что термин “ЗУ с произвольным доступом” (*Random Access Memory – RAM*) не соответствует в точности термину “оперативная память”, поскольку первый из них указывает на способ доступа, а второй – на функциональное назначение. И действительно, кэш-память и постоянные ЗУ также являются ЗУ с произвольным доступом. Однако, в соответствии с принятой в русскоязычной литературе терминологией, термин “оперативные ЗУ” ниже иногда используется как синоним ЗУ с произвольным доступом.

В данной главе рассматриваются основные виды полупроводниковых ЗУ: статическая и динамическая память с произвольным доступом,

постоянная и флэш-память, а также приводятся некоторые сведения по другим видам памяти.

2.1. Организация БИС ЗУ с произвольным доступом

Состав и структура микросхем оперативных ЗУ в процессе совершенствования технологий их изготовления подверглись определенным изменениям.

Первые полупроводниковые оперативные ЗУ строились на схемах малой и средней степени интеграции и включали в себя несколько различных типов микросхем: собственно матрицы элементов памяти, усилители чтения-записи, дешифраторы и, при необходимости, регистры (адреса и данных).

Позднее, с появлением больших интегральных схем (БИС) и повышением частоты их работы, использование отдельных типов микросхем перестало быть оправданным по следующим причинам. *Во-первых*, количество элементов памяти в матрицах возросло настолько, что число выводов, требующееся для выбора элемента памяти и равное сумме количества строк и количества столбцов матрицы, стало очень большим (несколько тысяч). *Во-вторых*, длина соединений между микросхемами больше, чем длина соединений внутри микросхемы, что увеличивает время прохождения сигнала и реактивные составляющие (емкость и индуктивность, или перекрестные помехи), а следовательно, уменьшает быстродействие памяти.

Поэтому микросхемы памяти стали включать в себя не только элементы памяти, но и всю остальную электронику управления: дешифраторы, усилители, буферные регистры, схемы управления. Такой состав БИС памяти приводил к известной аппаратной избыточности строящихся на их основе модулей памяти.

Действительно, первые БИС памяти имели логическую организацию вида N одноразрядных слов, или $N \times 1$, где N – количество адресов (одноразрядных слов) микросхемы. Следовательно, каждый разряд модуля памяти, построенного на таких микросхемах, включал свои собственные дешифраторы, буферные регистры и схемы управления, одного комплекта которых при традиционной организации было достаточно для целого модуля.

Однако такое дублирование оправдывалось достигаемыми характеристиками памяти, а его стоимость не была чрезмерной (электроника обрaмления составляла не более 5-15% от общей площади кристалла микросхемы).

Впоследствии разрядность хранимых в микросхеме слов была увеличена и составляет на сегодня от 4-х до 16-ти разрядов для типовых микросхем, т.е. $N \times 4$, $N \times 8$, $N \times 16$. Понятно, что относительная доля избыточных схем обрaмления при этом падает.

На функциональных схемах микросхема памяти изображается обычным прямоугольником с левым и правым полями, как показано на рис. 9.

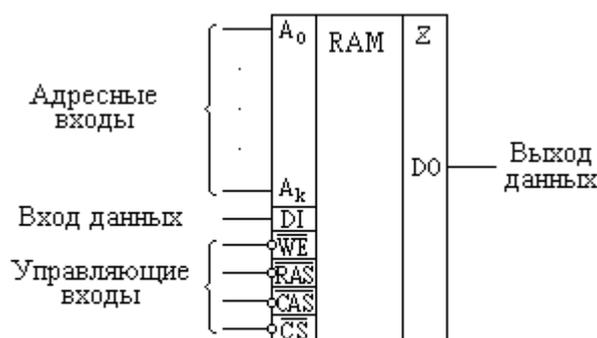


Рис. 9. Условное изображение ОЗУ на функциональных схемах

Микросхема имеет три группы входов: адресные входы, вход(ы) данных и управляющие входы.

Количество адресных входов ($A_0 \div A_k$) определяется емкостью и организацией микросхемы памяти, а также способом подачи адреса. Нетрудно видеть, что емкость микросхемы E_{Cx} , равная произведению количества адресов (слов) N на разрядность хранимых слов n , не определяет однозначно требуемое число адресных входов. Для адресации любого из N слов требуется адрес разрядностью $\log_2 N$. Например, для адресации микросхемы емкостью $E_{Cx} = 128$ Мбит, имеющей организацию $16M \times 8$ (адресов \times бит), достаточно $\log_2 16M = \log_2 (2^4 \times 2^{20}) = 24$ разряда.

Способ подачи адреса также оказывает влияние на количество адресных входов микросхемы. Так, распространенный в динамических оперативных ЗУ прием мультиплексирования адресных входов, состоящий в

поочередной подаче на одни и те же адресные входы сначала старшей части (половины) адреса – адреса строки (*Row Address*), а затем – младшей части – адреса столбца (*Column Address*), позволяет уменьшить вдвое количество требующихся адресных входов. Конечно, это несколько увеличивает время обращения к памяти, но оказывается экономически (да и схемотехнически) оправданным.

В статических ЗУ все разряды адреса подаются на адресные входы одновременно.

Количество входов данных (*DI – Data Input*) равно разрядности хранимых слов. Количество выходов данных (*DO – Data Output*) также равно разрядности хранимых слов. Однако во многих случаях входы и выходы данных объединяются, что позволяет уменьшить вдвое количество выводов данных у микросхем памяти, а также упростить их подключение к шинам данных.

Для этого выходы микросхем памяти (или объединенные входы/выходы) обычно имеют специальный выходной каскад, позволяющий подключать к одной шине выходы нескольких микросхем без использования дополнительных сборок ИЛИ. Есть два варианта организации таких выходов: выход с тремя устойчивыми состояниями (или *Z*-выход) и выход с открытым коллектором. Тип выхода отмечается специальным значком в верхней части правого поля изображения микросхемы. На рис. 9 показан *Z*-выход.

Выход данных, реализованный по схеме с открытым коллектором, как правило, инверсный.

Управляющие входы могут заметно различаться как по назначению, так и по обозначениям для разных типов микросхем памяти.

Во всех случаях присутствует вход управления режимом обращения: чтение или запись. Частым его обозначением является *WE#* (*Write Enable* – разрешение записи). Вход этот обычно инверсный (это и обозначает символ #), т.е. режим записи включается при нулевом значении сигнала на данном входе, а при единице на входе производится чтение.

Другим общим сигналом, имеющимся почти во всех микросхемах, является сигнал выбора микросхемы – *CS#* (*Chip Select*). Этот вход также

обычно является инверсным и при единичном значении на нем микросхема переходит в “выключенное” состояние (выход данных микросхемы переходит в состояние высокого выходного сопротивления, если он является z-выходом, или в состояние “1”, если это инверсный выход с открытым коллектором). При нулевом значении сигнала на входе $CS\#$ микросхема находится в активном состоянии.

В динамических ОЗУ при мультиплексировании адресных входов используются два управляющих входа сигнала строба: $RAS\#$ (*Row Address Strobe* – строб адреса строки) и $CAS\#$ (*Column Address Strobe* – строб адреса столбца, или колонки). Сигналы на этих входах переводятся в активное состояние (в “0”) в тот момент, когда на адресных входах установлен адрес строки или адрес столбца соответственно.

Структурная схема БИС динамического ОЗУ показана на рис. 10. Основными ее компонентами являются четыре банка памяти, представляющих собой матрицы элементов памяти с дешифраторами строк и столбцов и усилителями чтения-записи. Кроме собственно банков памяти в состав ОЗУ входят:

- буфер адреса, фиксирующий адреса строки и столбца;
- счетчик регенерации, формирующий адрес строки, в которой должна выполняться очередная регенерация;
- дешифратор команд, определяющий, какое действие (команду) должна выполнить микросхема в соответствии с поданными управляющими сигналами (и сигналом A_{10});
- схемы управления, формирующие управляющие сигналы для остальных узлов микросхемы;
- схемы коммутации данных, передающие читаемые или записываемые данные из/в банки памяти;
- буфер ввода/вывода данных, обеспечивающий связь микросхемы памяти с шиной данных.

Адресный сигнал A_{10} выделен среди других адресных линий, так как он имеет специальное назначение: при подаче адреса столбца этот сигнал указывает на особенности выполнения последующего (пакетного) чтения или

записи, задавая (при единичном значении) режим так называемого автоматического подзаряда банка памяти.

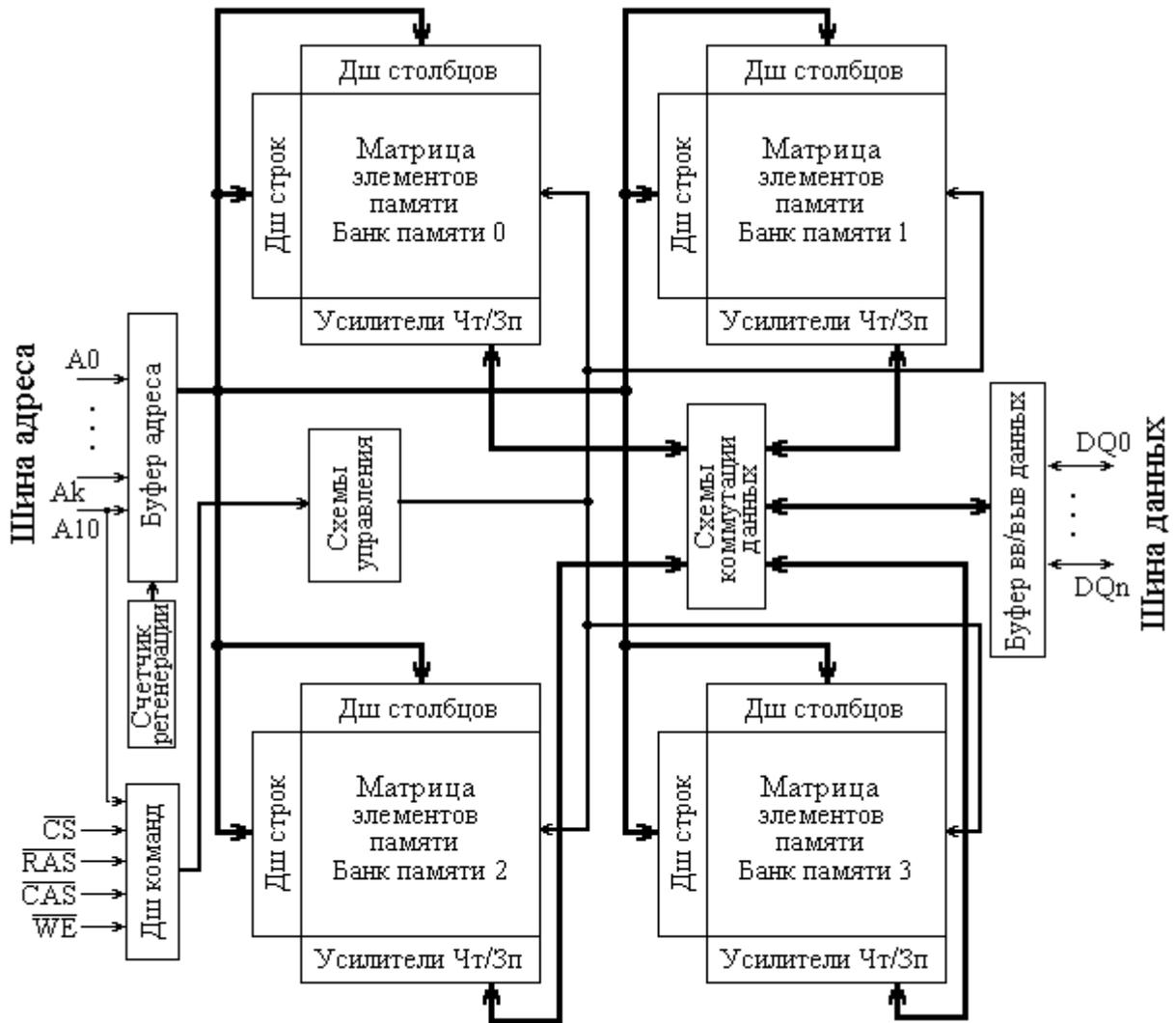


Рис. 10. Структурная схема БИС ОЗУ

2.2. Статические ЗУ с произвольным доступом

В статических ЗУ (*Static Random Access Memory – SRAM*) в качестве элемента памяти используется триггер, что, конечно, сложнее, чем конденсатор с транзисторным ключом динамического ЗУ. Поэтому статические ЗУ обладают меньшей плотностью хранения информации: емкость типовых микросхем статических ЗУ начала 2000-х годов не превосходила 16 Мбит.

Однако триггер со времен первых компьютеров был и остается самым быстродействующим элементом памяти. Поэтому статическая память позволяет достичь наибольшего быстродействия, обеспечивая время доступа в единицы и даже десятые доли наносекунд, что и обуславливает ее использование в ЭВМ, главным образом, в высших ступенях памяти – кэш-памяти всех уровней.

Главными недостатками статической памяти являются ее относительно высокие стоимость и энергопотребление.

Конечно, в зависимости от используемой технологии, память будет обладать различным сочетанием параметров быстродействия и потребляемой мощности. Например, статическая память, изготовленная по КМОП-технологии (CMOS память), имеет низкую скорость доступа, со временем порядка 100 нс, но зато отличается очень малым энергопотреблением. В ПЭВМ такую память применяют для хранения конфигурационной информации компьютера при выключенном напряжении сети (в этой же микросхеме размещают и часы, отсчитывающие реальное время). Питание такой памяти осуществляется от небольшой батарейки, которая может служить несколько лет.

Основными разновидностями статической памяти (SRAM) с точки зрения организации ее функционирования являются асинхронная (*Asynchronous*), синхронная пакетная (*Synchronous Burst*) и синхронная конвейерно-пакетная (*Pipeline Burst*) память.

Первой появилась асинхронная память, Интерфейс этой памяти включает шины данных, адреса и управления. В состав сигналов последней входят:

CS# (*Chip Select*) – сигнал выбора микросхемы;

WE# (*Write Enable*) – сигнал разрешения записи;

OE# (*Output Enable*) – сигнал включения выходов для выдачи данных.

Все сигналы управления инверсные, т.е. их активный (вызывающий соответствующее действие) уровень – низкий. При единичном значении сигнала **OE#** выход микросхемы переходит в состояние высокого выходного сопротивления.

Временные диаграммы циклов чтения и записи приведены на рис. 11 и не требуют особых пояснений. Цикл записи может быть организован и

несколько иначе, чем показано на рис. 11 б), в случае удержания во время цикла высокого уровня сигнала $OE\#$.

Время доступа T_{AC} у типовых микросхем составляет порядка 10 нс. Поэтому реально такие микросхемы могут работать на частотах, близких к частоте системной шины, только если эти частоты не превышают 66 МГц.

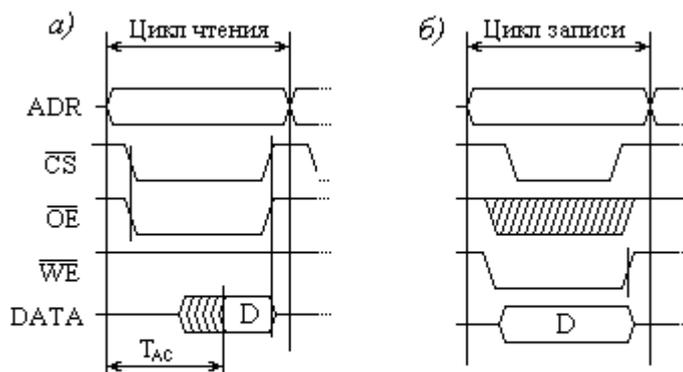


Рис.11. Временная диаграмма простых циклов чтения а) и записи б) асинхронной статической памяти

Несколько позже появилась синхронная пакетная статическая память (SBSRAM), ориентированная на выполнение пакетного обмена информацией, который характерен для кэш-памяти. Эта память включает в себя внутренний счетчик адреса, предназначенный для перебора адресов пакета, и использует сигналы синхронизации CLK , как и синхронная DRAM память (см. ниже п. 2.3.2.).

Для организации пакетного обмена, помимо имеющихся у асинхронной памяти управляющих сигналов $CS\#$, $OE\#$ и $WE\#$, в синхронную память также введены сигналы $ADSP\#$ (*Address Status of Processor*) и $CADS\#$ (*Cache Address Strobe*), сопровождающие передачу адреса нового пакета, а также сигнал $ADV\#$ (*Advance*) продвижения на следующий адрес пакета. Пакетный цикл всегда предусматривает передачу четырех элементов, так как внутренний счетчик имеет всего 2 бита, причем перебор адресов в пределах пакета может быть последовательным или с расслоением (чередованием) по банкам (при использовании процессоров семейства X86).

Временные диаграммы пакетных циклов чтения и записи приведены на рис. 12. Обращения к синхронной памяти могут быть и одиночными. В этом случае низкому уровню сигнала $ADSP\#$, указывающему на передачу адреса,

соответствует высокий уровень сигнала $CADS\#$, а не низкий, как при пакетном цикле. Параметр T_{QK} характеризует время задержки данных относительно синхронизирующего сигнала.

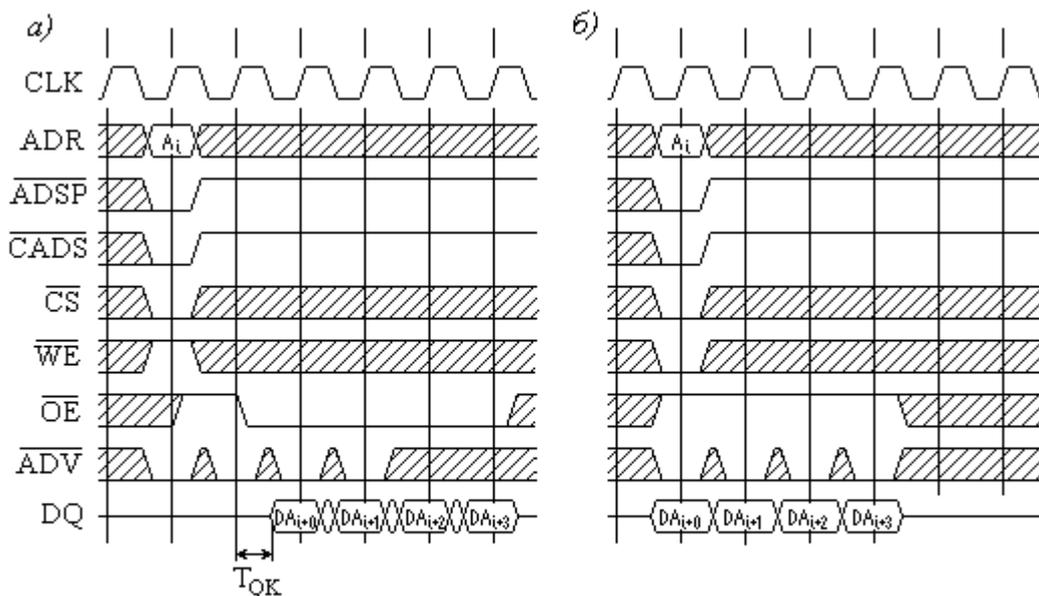


Рис.12. Пакетные циклы чтения а) и записи б) синхронной пакетной статической памяти (SBSRAM)

Следующим шагом в развитии статической памяти явилась конвейерно-пакетная память PBSRAM, обеспечивающая более высокое быстродействие, чем SBSRAM. В нее были введены дополнительные внутренние буферные регистры данных (здесь можно провести аналогию с EDO DRAM памятью) адреса, а в ряде модификаций предусмотрена возможность передачи данных на двойной скорости по переднему и заднему фронтам синхросигнала и используются сдвоенные внутренние тракты записи и чтения. Это позволило получить время обращения порядка 2-3 нс и обеспечить передачу данных пакета без задержек на частотах шины более 400 МГц [9].

Внутренняя логика позволяет переключаться с циклов чтения на циклы записи и наоборот без дополнительных задержек, кроме того, анализируется совпадение адресов записи и чтения для исключения избыточных операций.

Структурная схема такой памяти приведена на рис. 13, где ΦAP – блок формирования адресов пакета, $M\Pi$ – мультиплексоры, переключающие внутренние тракты чтения и записи в соответствии со значением младшего разряда адреса A_0 .

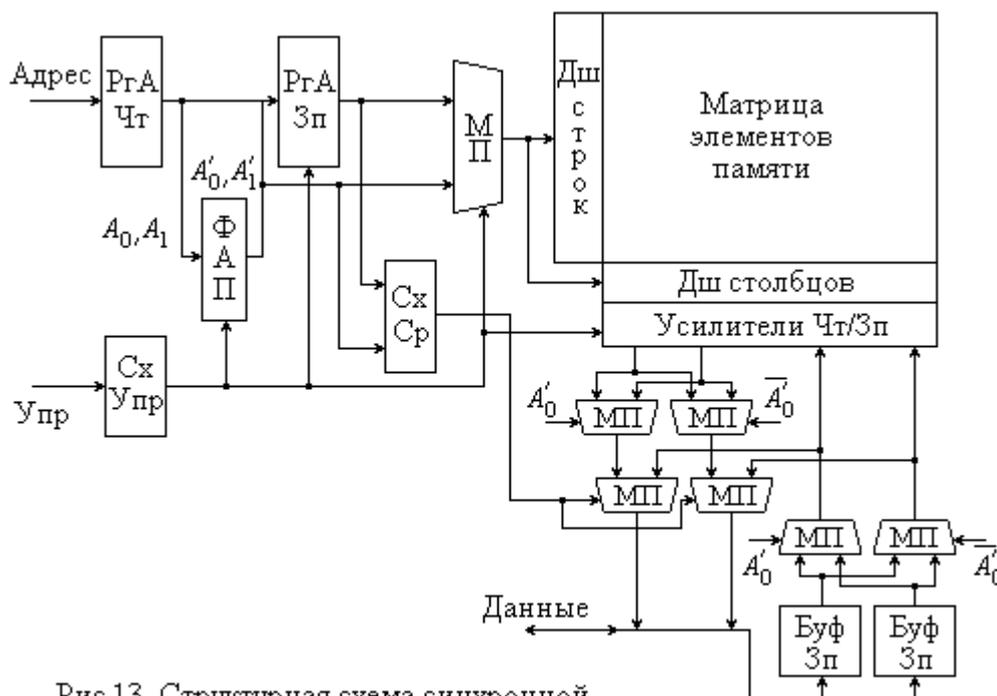


Рис.13. Структурная схема синхронной статической пакетно-конвейерной (PBSRAM) памяти

Временная диаграмма, приведенная на рис. 14, показывает запись и чтение как на одиночной (SDR – *Single Data Rate*), так и на двойной скорости (DDR – *Double Data Rate*) передачи. Сигналы CQ и $CQ\#$ – дифференциальные выходные сигналы синхронизации, близкие по времени к моменту появления данных на шине при чтении и используемые для синхронизации принимающих устройств. Сигналы SA и B – адресные и управляющие сигналы соответственно, причем последние используются для задания типа цикла. В режиме чтения с двойной скоростью передачи формируются два набора данных, начиная со второго переднего и заднего фронтов синхросигнала, если по его первому переднему фронту передается начальный адрес пакета. Первый набор данных (DOUT-A) формируется для заданного адреса, а второй (DOUT-A') – для следующего адреса пакета, в соответствии с определенным для пакета порядком.

Аналогичным образом запись с двойной скоростью передачи требует установки данных для записи, начиная со второго переднего и заднего фронтов сигнала синхронизации.

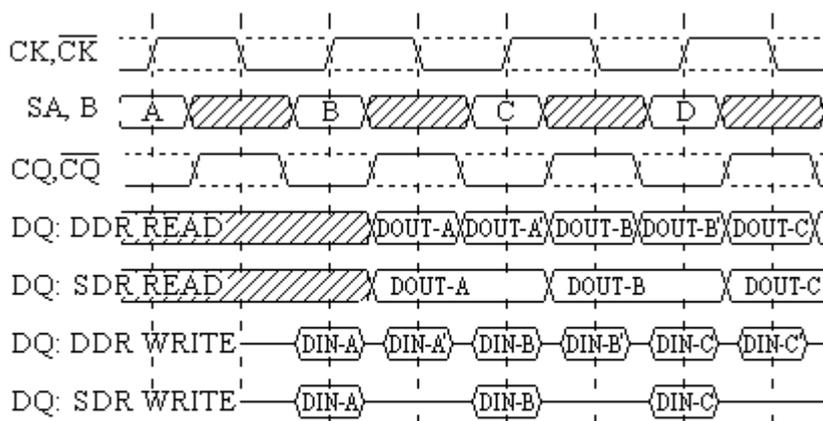


Рис.14. Общий вид диаграмм чтения и записи с одиночной и двойной скоростью передачи в синхронной конвейерно-пакетной статической памяти (PDSRAM)

В режиме чтения с одиночной скоростью формируется только один набор данных по переднему фронту синхросигнала, начиная со второго сигнала, а при записи с такой же скоростью данные должны выставляться на шину, начиная с переднего фронта второго синхросигнала после передачи адреса.

Переключение из режима двойной скорости в режим одиночной (и наоборот) производится при подаче соответствующего управляющего сигнала.

2.3. Динамические полупроводниковые ЗУ с произвольным доступом

Как отмечалось выше, в качестве оперативных ЗУ в настоящее время чаще используются динамические ЗУ с произвольным доступом (DRAM). Такое положение обусловлено тем, что недостатки, связанные с необходимостью регенерации информации в таких ЗУ и относительно невысоким их быстродействием, с лихвой компенсируются другими показателями: малыми размерами элементов памяти и, следовательно, большим объемом микросхем этих ЗУ, а также низкой их стоимостью.

Широкое распространение ЗУ этого типа проявилось также и в разработке многих его разновидностей: асинхронной, синхронной, RAMBUS и других. Основные из них рассматриваются далее.

2.3.1. Асинхронная динамическая память DRAM

В процессе совершенствования технологии производства изменялась и логика функционирования динамических ОЗУ.

Первые такие ЗУ, которые впоследствии стали называть асинхронными динамическими ОЗУ, выполняли операции чтения и записи, получив лишь запускающий сигнал (обычно, сигнал строба адреса) независимо от каких-либо внешних синхронизирующих сигналов. Диаграмма простых (не пакетных) циклов чтения и записи для таких ЗУ представлена на рис. 15, а) и 15, б) соответственно. Любой цикл (чтения или записи) начинается по спаду

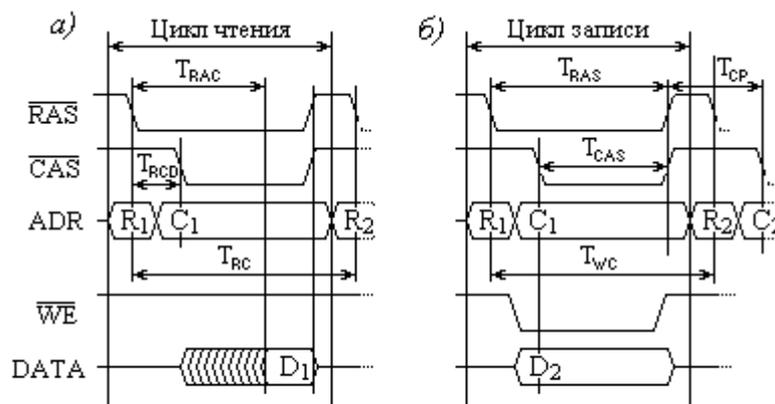


Рис.15. Временная диаграмма простых циклов чтения а) и записи б) (асинхронной) динамической памяти

(фронту “1” → “0”) сигнала $RAS\#$.

Как видно из диаграмм, адрес на шины адреса поступает двумя частями: адрес строки (обозначенный как R_1 или R_2) и адрес столбца (C_1 и C_2). В момент, когда на адресной шине установилось требуемое значение части адреса, соответствующий сигнал строба ($RAS\#$ или $CAS\#$) переводится в активное (нулевое) состояние.

В цикле чтения (сигнал $WE\#$ во время этого цикла удерживается в единичном состоянии) после подачи адреса строки и перевода сигнала $CAS\#$ в нулевое состояние начинается извлечение данных из адресованных элементов памяти, что показано на диаграмме сигнала $DATA$ как

заштрихованная часть. По истечении времени доступа T_{RAC} (*RAS Access Time* – задержка появления данных на выходе *DATA* по отношению к моменту спада сигнала *RAS#*) на шине данных устанавливаются считанные из памяти данные. Теперь после удержания данных на шине в течение времени, достаточного для их фиксации, сигналы *RAS#* и *CAS#* переводятся в единичное состояние, что указывает на окончание цикла обращения к памяти.

Цикл записи начинается так, как и цикл чтения, по спаду сигнала *RAS#* после подачи адреса строки. Записываемые данные выставляются на шину данных одновременно с подачей адреса столбца, а сигнал разрешения записи *WE#* при этом переводится в нулевое состояние (известен и несколько иной цикл “задержанной” записи). По истечении времени, достаточного для записи данных в элементы памяти, сигналы данных, *WE#*, *RAS#* и *CAS#* снимаются, что говорит об окончании цикла записи.

Помимо названного параметра T_{RAC} – времени доступа по отношению к сигналу *RAS#* (его значение для микросхем второй половины 90-х годов XX столетия составляло от 40 нс до 80 нс), - на диаграмме на рис.15 указаны еще несколько времен:

T_{RCD} – минимальное время задержки между подачей сигналов *RAS#* и *CAS#* (*RAS-to-CAS Delay*);

T_{RAS} и T_{CAS} – длительности (активного уровня) сигналов *RAS#* и *CAS#*;

T_{RC} и T_{WC} – длительности циклов чтения и записи соответственно;

T_{RP} и T_{CP} – времена подзаряда строки и столбца соответственно (время подзаряда определяет минимальную задержку, необходимую перед подачей очередного сигнала *RAS#* или *CAS#*, после снятия (подъема в “1”) текущего).

Значения времен T_{RC} и T_{WC} для памяти (90-х годов) составляли порядка 50 – 100 нс, так что на одно (полное) обращение уходило от 5 до 7 циклов системной шины в зависимости от ее частоты, особенностей используемого чипсета и, собственно, быстродействия памяти. Так, для системной шины с частотой 66 МГц длительность цикла составляет порядка 15 нс, что для 5 – 7 циклов дает диапазон 75 – 100 нс, если же частота системной шины составляла 100 МГц, то 5 циклов занимают 50 нс.

Подача адреса двумя частями удлиняет цикл обращения к памяти. Вместе с тем большинство обращений непосредственно к оперативной памяти производится по последовательным адресам.

Действительно, как отмечалось выше, до 90 и более процентов обращений процессора к памяти удовлетворяются кэш-памятью. Те обращения, которые не могут быть удовлетворены кэшем, вызывают обмен информацией между ОП и кэшем. При этом передачи выполняются блоками, по 32 байта (4 цикла по 8 байт, в процессорах Intel 486 это были строки по 16 байт – 4 цикла по 4 байта), расположенными в последовательных адресах и называемыми строками кэша (см. “Организация кэш памяти”). Обмен информацией между оперативной памятью и внешними устройствами обычно выполняется целыми блоками, что также предполагает обращения по последовательным адресам.

Поскольку адрес строки является старшей частью адреса, то для последовательных адресов памяти адрес строки одинаков (исключение составляет переход через границу строки). Это позволяет в (пакетном) цикле обращений по таким адресам задать адрес строки только для обращения по первому адресу, а для всех последующих задавать только адрес столбца. Такой способ получил название FPM (*Fast Page Mode* – быстрый страничный режим) и мог реализовываться обычными микросхемами памяти при поддержке контроллера памяти чипсета, обеспечивая сокращение времени обращения к памяти для всех циклов пакета, кроме первого. Получающаяся при этом временная диаграмма пакетного цикла чтения представлена на рис. 16.

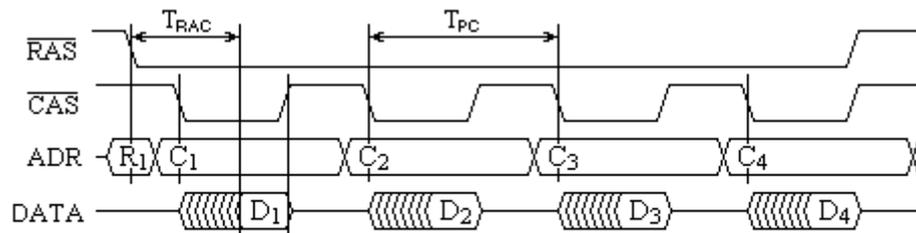


Рис. 16. Временная диаграмма цикла чтения последовательных адресов динамической памяти DRAM в режиме FPM

Как видно из рисунка, цикл чтения первого слова пакета выполняется так, как и одиночное обращение. Второй и последующие циклы чтения оказываются короче первого из-за отсутствия фазы подачи адреса строки, и их длительность определяется минимально допустимым периодом следования импульсов *CAS#* – T_{PC} (*Page CAS Time*). Соотношение длительностей первого и последующих циклов при частоте системной шины может достигать 5 : 3, откуда и обозначение 5-3-3-3, используемое как характеристика памяти (и чипсета) и указывающее, что первый из циклов

пакета занимает по времени 5 циклов системной шины, а последующие – по 3 цикла.

Длительность (низкого уровня) импульса **CAS#** определяется не только временем извлечения данных из памяти, но и временем удержания их на выходе микросхемы памяти. Последнее необходимо для фиксации прочитанных данных (контроллером памяти), так как данные присутствуют на выходе только до подъема сигнала **CAS#**. Поэтому следующей модификацией асинхронной динамической памяти стала память EDO (*Extended Data Output* – растянутый выход данных). В микросхеме EDO памяти на выходе был установлен буфер-защелка, фиксирующий данные после их извлечения из матрицы памяти при подъеме сигнала **CAS#** и удерживающий их на выходе до следующего его спада. Это позволило сократить длительность сигнала **CAS#** и соответственно цикла памяти, доведя пакетный цикл до соотношения с циклами системной шины 5-2-2-2 (т.е. сократить длительность второго и последующих циклов в 1,5 раза только за счет выходного регистра-буфера). Временная диаграмма для режима EDO показана на рис. 17, а сам этот режим иногда называют гиперстраничным (*Hyper Page Mode*).

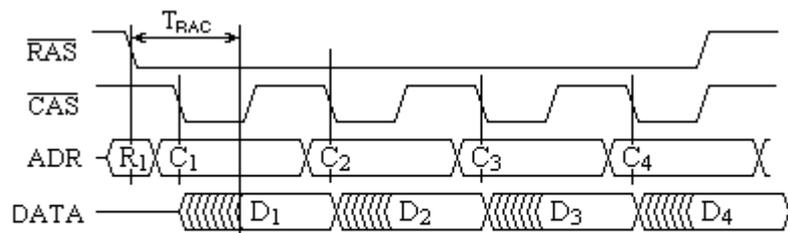


Рис.17. Временная диаграмма цикла чтения последовательных адресов динамической памяти DRAM в режиме EDO

Впоследствии появилась и еще одна (последняя) модификация асинхронной DRAM – BEDO (*Burst EDO* – пакетная EDO память), в которой не только адрес строки, но и адрес столбца подавался лишь в первом цикле пакета, а в последующих циклах адреса столбцов формировались с помощью внутреннего счетчика. Это позволило еще повысить производительность памяти и получить для пакетного цикла соотношение 5-1-1-1.

Однако у отечественных поставщиков этот тип памяти не получил широкого распространения, так как на смену асинхронной памяти пришла синхронная – SDRAM.

2.3.2. Синхронная динамическая память SDRAM

Синхронная динамическая память обеспечивает большее быстродействие, чем асинхронная, при использовании аналогичных элементов памяти. Это позволяет реализовать пакетный цикл типа 5-1-1-1 при частоте системной шины 100 МГц и выше.

Основные сигналы интерфейса SDRAM схожи с сигналами интерфейса асинхронной памяти. Главные их отличия сводятся к появлению ряда новых сигналов:

1. У памяти SDRAM присутствует синхросигнал **CLK**, по переднему фронту которого производятся все переключения в микросхеме. Кроме этого сигнала имеется также сигнал **CKE** (*Clock Enable*), разрешающий работу микросхемы при высоком уровне, а при низком – переводящий ее в один из режимов энергосбережения.

2. В интерфейсе SDRAM имеются сигналы выбора банка **BS0** и **BS1** (*Bank Select*), позволяющие адресовать конкретные обращения в один из четырех имеющихся в микросхемах SDRAM банков (массивов элементов) памяти.

3. Присутствуют сигналы **DQM** маски линий данных, позволяющие блокировать запись данных в цикле записи или переключать шину данных в состояние высокого выходного сопротивления (*z*-состояние) при чтении.

4. Имеет место специфическое использование одной из адресных линий (A_{10}) в момент подачи сигнала **CAS#**. Значение сигнала на этой линии задает способ подзаряда строки банка.

Кроме того, SDRAM память сразу ориентирована на выполнение *пакетных передач* данных, причем длина пакета задается при инициализации микросхем памяти.

Временные диаграммы простых пакетных циклов чтения и записи приведены на рис. 18 и 19.

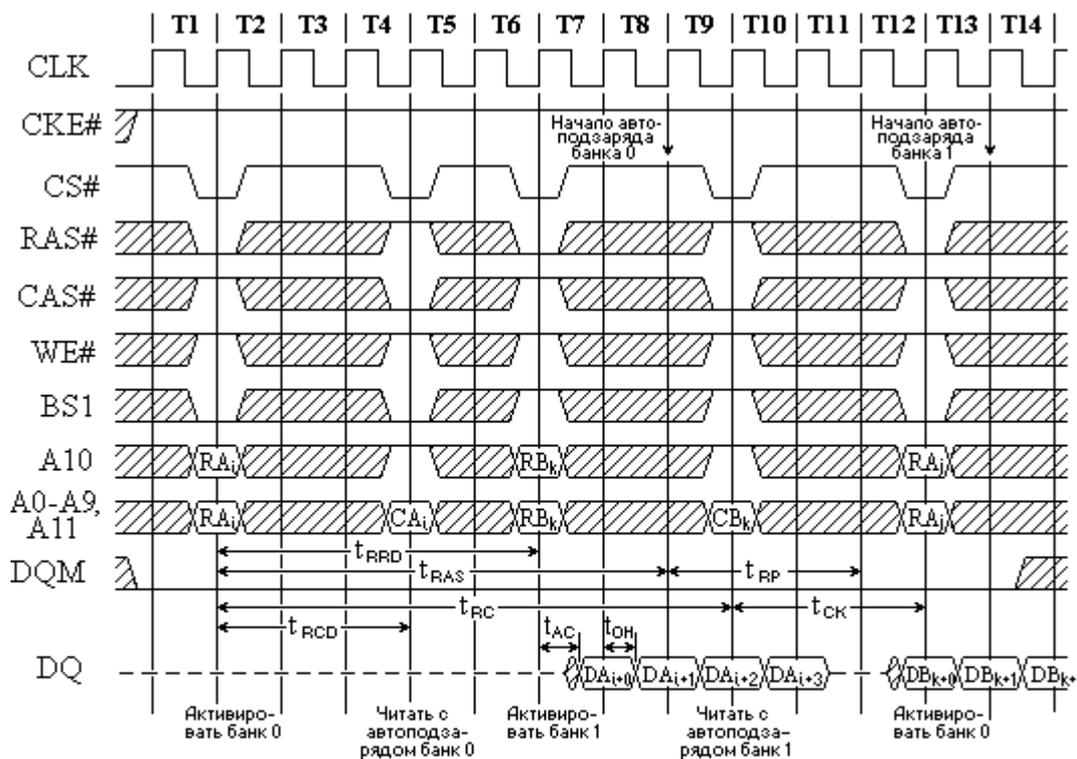


Рис.18. Временная диаграмма пакетного чтения из SDRAM (длина пакета = 4, задержка появления данных CAS Latency = 3)

Назначение основных сигналов приведено в таблице. Длина пакетов в SDRAM программируется, и на диаграммах показаны операции для пакетов длиной 4 цикла (32 байта). Временные параметры, указанные на диаграммах, имеют следующий смысл:

t_{CK} – задержка данных по отношению к сигналу **CAS#** (*CAS Latency*): минимально время (в тактах синхриомпульсов) между подачей сигнала **CAS#** и появлением считанных данных на шине DQ;

t_{RAS} – минимальное время (в тактах синхриомпульсов) активизации банка (*Row Active State*): минимально допустимое время удержания строки открытой;

t_{RC} – время цикла строки (*Row Cycle*): минимальный временной интервал (в тактах синхриомпульсов) между двумя последовательными командами активации одного и того же банка ($t_{RC} = t_{RAS} + t_{RP}$);

t_{RCD} – задержка между сигналами **RAS#** и **CAS#** (*RAS to CAS Delay*): минимально допустимое время (в тактах синхроимпульсов) между подачей сигналов **RAS#** и **CAS#**;

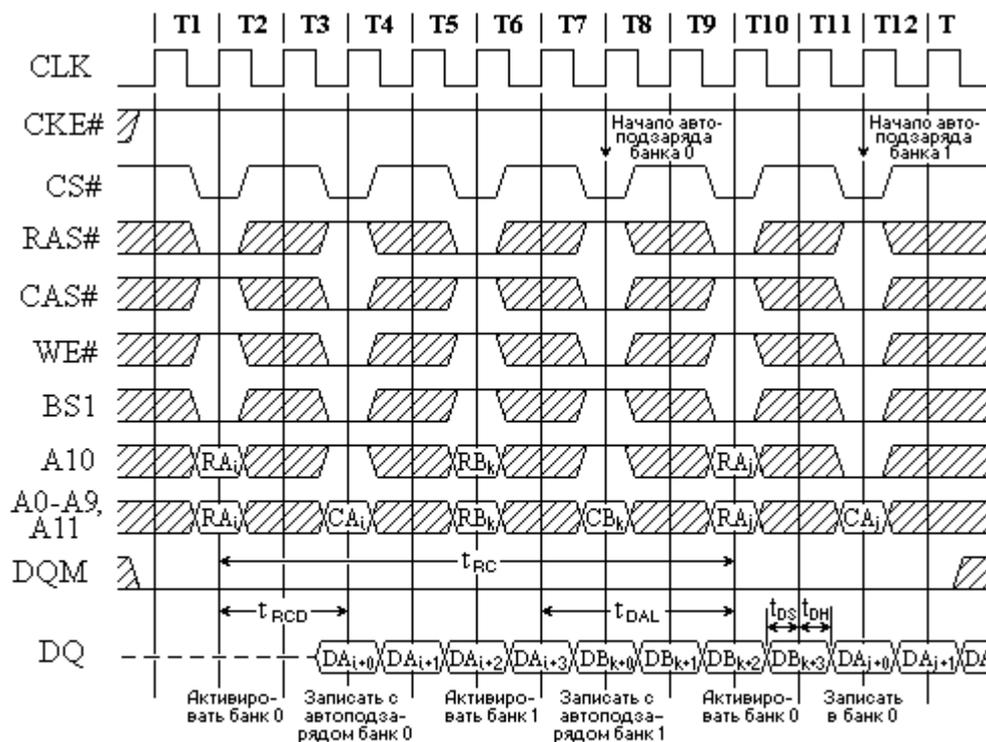


Рис. 19. Временная диаграмма пакетной записи в SDRAM (длина пакета = 4, задержка появления данных CAS Latency = 2)

t_{RP} – время подзаряда строки (*Row Precharge*): минимальное время (в тактах синхроимпульсов), необходимое для подзаряда строки после обращения к ней перед тем, как можно будет обратиться к другой строке того же банка;

t_{RRD} – задержка между двумя последовательными сигналами **RAS#** (*RAS to RAS Delay*): минимально допустимое время (в тактах синхроимпульсов) между командами активации различных банков;

t_{AC} – время доступа (*Clock Access*): временной интервал (измеряется в наносекундах) от подачи сигнала синхронизации (того такта, в котором должны появиться данные чтения – второй или третий по отношению к сигналу **CAS#** в зависимости от значения *CAS Latency*) до появления данных на шине DQ;

t_{OH} – время удержания выходных данных (*Data Out Hold*): временной интервал (измеряется в наносекундах) от подачи сигнала синхронизации до снятия прочитанных в предыдущем такте данных с шины DQ;

t_{DAL} – время задержки активации/регенерации (*Data in to Activate/Refresh Latency*): минимальный временной интервал (в тактах синхроимпульсов) от подачи последней порции данных пакета записи до команды активации/регенерации того же банка;

t_{DS} – время установки входных данных (*Data in Set-up*): минимальный временной интервал (измеряется в наносекундах) от подачи записываемых данных на шину DQ до подачи команды записи (по переднему фронту синхроимпульса);

t_{DH} – время удержания входных данных (*Data in Hold*): минимальный временной интервал (измеряется в наносекундах) от подачи команды записи до снятия записываемых данных с шины DQ.

Важно также учитывать, что различные микросхемы памяти могут иметь разные значения перечисленных параметров. Важными параметрами, влияющими на производительность памяти, являются параметры t_{CK} , t_{RCD} и t_{RP} . Значения этих времен для обычной памяти SDRAM составляют 2 или 3 такта синхроимпульсов и непосредственно определяют длительность основных операций памяти. Очевидно, что память, у которой все эти три параметра имеют значение 2, при пакетных циклах по 4 передачи потребует 10 тактов на полный пакет ($t_{RCD} + t_{CK} + 4$ такта передачи + t_{RP}), а в случае равенства этих параметров 3 потребуются 13 тактов. Время t_{RP} нужно учитывать с определенными оговорками, например, при обращении к разным строкам одного банка.

Приведенные на рис. 18 и 19 диаграммы внешне аналогичны диаграммам асинхронной памяти в режиме BEDO. Действительно, в обоих случаях имеет место пакетный режим. Выигрыш в производительности SDRAM достигается за счет более гибкого управления процессами чтения и записи, возможности задания параметров и лучших алгоритмов работы контроллера памяти.

Во-первых, в SDRAM памяти процессы синхронны, что позволяет более жестко упорядочить их во времени.

Во-вторых, микросхемы SDRAM имеют внутреннюю мультибанковую организацию (на рис.10 приведена структура именно такой микросхемы). Это позволяет применять приемы, повышающие пропускную способность

памяти. В частности, можно прибегнуть к чередованию, или расслоению, (interleave) адресов, обсуждавшемуся в п. 1.2. Кроме того, оказывается возможным в ряде случаев так спланировать порядок обработки обращений к памяти, чтобы уменьшить времена их обработки. Однако это не совсем простая задача, так как необходимо учитывать временные ограничения на различные сочетания следующих друг за другом операций, длину пакетных циклов, особенности выполнения подзаряда. Поэтому чипсеты различных производителей обеспечивают разную пропускную способность памяти. Лучшее решение этой задачи для ПЭВМ удается фирме *Intel*.

Действительно, в общем случае процедура записи или чтения в SDRAM памяти выполняется в три этапа:

а) Сначала при подаче сигнала **RAS#** происходит выбор нужной строки, или в терминах, принятых для этой памяти, выполняется команда активации банка.

б) Затем выполняются требуемые операции записи или чтения и передачи данных.

в) После записи или чтения строку, к которой выполнялось обращение, надо закрыть (выполнить подзаряд банка), иначе нельзя будет обратиться к новой строке этого же банка (вновь его активировать).

Именно за счет первого и последнего этапов и можно добиться ускорения работы памяти. Если очередное обращение к данному банку будет адресоваться к той же строке, то ее можно не закрывать, что позволит не выполнять заново команду активации банка.

В таблице перечислены сигналы микросхемы SDRAM, а ниже – выполняемые ею команды (функции).

Сигнал	Тип	Полярность	Функция
CLK	Вход	Положит. Фронт	Вход синхронизации системы. Все входы SDRAM срабатывают по положительному фронту CLK
SKE	Вход	Активный уровень – высокий	Активирует сигнал CLK высоким уровнем и отключает – низким. Отключение CLK низким уровнем SKE инициирует режимы энергосбережения и саморегенерации
CS#	Вход	Активный – низкий	Низкий уровень включает дешифратор команд, высокий – выключает. Когда дешифратор команд выключен, новые команды игнорируются и продолжается предыдущая операция
RAS#, CAS#, WE#	Вход	Активный – низкий	Состояние RAS, CAS и WE на положительном фронте CLK определяет операцию, которую будет выполнять SDRAM
BS0,	Вход		Выбирает банк, который должен быть активным

BS1			
A0 – A11	Вход		<p>Во время цикла команды активации банка по переднему фронту CLK определяют адрес строки (RA0 – RA11)</p> <p>Во время цикла команды чтения или записи по переднему фронту CLK A0 – A9 и A11 определяют адрес строки (CA0 – CA9 и CA11).</p> <p>A10 используется для задания операции автоподзаряда в конце пакетного цикла чтения или записи. При высоком уровне A10 задан автоподзаряд, а BS0 и BS1 определяют банк для подзаряда. При низком уровне A10 подзаряд отключен.</p> <p>В цикле подзаряда A10 в сочетании с BS0 и BS1 задает банк(и), в котором выполняется подзаряд. При высоком уровне A10 подзаряд выполняется во всех банках, независимо от состояния BS0 и BS1. При низком уровне A10 банк для подзаряда определяется BS0 и BS1.</p>
DQ0 – DQ15	Вход/ Выход		Входы/выходы данных работают так, как и в обычной динамической памяти
DQM LDQM UDQM	Вход	Активный уровень – высокий	<p>Маска ввода/вывода данных переводит буферы линий DQ в третье состояние высоким уровнем. В 16-разрядных модулях LDQM и UDQM управляют буферами ввода/вывода младшего и старшего байтов соответственно.</p> <p>В режиме чтения маска DQM имеет задержку в два цикла и управляет выходными буферами как сигнал “Разрешение выхода”. Низкий уровень DQM включает выходные буферы, а высокий – отключает.</p> <p>В режиме записи DQM имеет нулевую задержку и действует, как маска слова, разрешая запись входных данных низким уровнем и блокируя ее высоким уровнем DQM.</p>
V _{DD} , V _{SS}	Вход		Питание и земля для входных буферов и логических схем ядра
V _{DDQ} V _{SSQ}	Вход		Отдельные изолированные шины питания и земли для выходных буферов, обеспечивающие улучшенную помехоустойчивость к шумам

Команды, выполняемые микросхемой (DDR) SDRAM:

- | | |
|-----------------------------------|---|
| - установка регистра режимов | - завершение пакета |
| - авторегенерация (CBR) | - нет операции |
| - вход в режим саморегенерации | - снятие выборки устройства |
| - выход из режима саморегенерации | - вход в режим приостановки синхронизации |
| - подзаряд одного банка | - выход из режима приостановки синхронизации |
| - подзаряд всех банков | - запись/включение выхода |
| - активация банка | - маска/выключение выхода |
| - запись | - вход в режим пониженного энергопотребления |
| - запись с автоподзарядом | - выход из режима пониженного энергопотребления |
| - чтение | |
| - чтение с автоподзарядом | |

Все выполняемые команды определяются состоянием сигналов **CS#**, **WE#**, **RAS#**, **CAS#** и **DQM** по положительному фронту сигнала синхронизации.

2.3.3. Синхронная динамическая память DDR SDRAM

Следующим шагом в развитии SDRAM стала память DDR SDRAM, обеспечивающая двойную скорость передачи данных (*DDR – Double* или *Dual Data Rate*), в которой за один такт осуществляются две передачи данных – по переднему и заднему фронтам каждого синхроимпульса. Во всем остальном эта память работает аналогично обычной SDRAM памяти (которую стали иногда называть SDR SDRAM – *Single Data Rate*). Времена задержек *CAS Latency* для DDR SDRAM могут быть 2 и 2,5 такта.

Из рассмотрения временных (рис. 18 и 19) диаграмм понятно, что производительность DDR SDRAM вовсе не в 2 раза выше, чем производительность обычной SDRAM, так как ускорение касается только собственно передачи данных, основные задержки остались теми же. Т.е. времена передачи для DDR и обычной памяти при задержках (t_{CK} , t_{RCD} и t_{RP}) в 2 цикла и пакетах длиной в 4 передачи составят 8 и 10 тактов соответственно.

Коммерческие названия SDR и DDR типов памяти SDRAM несколько различаются. Для обычной памяти используют для указания скоростных характеристик рабочую частоту системной шины: PC100, PC133, что соответствует времени такта синхроимпульсов 10 нс и 7,5 нс. Тогда как для DDR SDRAM указывают скорость передачи данных, что с учетом передачи за один раз 8 байтов данных дает скорости (при двух передачах за такт) при частоте шины 133 МГц – $2 \times 133 \times 8 = 2128$ Мбайт/с, при частоте 166 МГц – $2 \times 166 \times 8 = 2656$ и при частоте 200 МГц – $2 \times 200 \times 8 = 3200$. Такую память маркируют PC2100, PC2700 и PC3200 соответственно, причем этот ряд постоянно растет.

Дальнейшим развитием SDRAM является стандарт DDR2. В нем обеспечивается учетверенная скорость передачи данных по отношению к частоте работы самих элементов памяти. Авторы этого стандарта отмечают его эволюционный характер. Микросхемы этого типа изготавливаются в других корпусах, а модули памяти имеют 240 контактов.

2.3.4. Регенерация информации в динамических ЗУ

Независимо от того, какова конкретная модификация динамической памяти, запоминающие конденсаторы ее запоминающих элементов разряжаются из-за наличия токов утечки. Постоянная разряда, как известно, зависит от емкости запоминающего конденсатора и сопротивления цепи тока утечки и может различаться для разных модификаций. Время, в течение которого информация сохраняется в элементе памяти, составляет до нескольких десятков миллисекунд.

Это приводит к необходимости периодического (с периодом не больше, чем время сохранения информации) восстановления зарядов емкостей. Такая процедура и получила название регенерации (*refresh*) динамической памяти. Выполняется она одновременно для целой строки матрицы (банка) элементов памяти, поскольку регенерировать информацию по элементам или по словам (по 8 байт) слишком долго.

Действительно, если даже считать, что регенерация выполняется одним длинным пакетным циклом, то для микросхем памяти РС2700, в которых на одну передачу данных приходится 3 нс ($165 \text{ МГц} \times 2$), при емкости 256 Мбит на поэлементную регенерацию всех элементов потребуется $3 \times 10^{-9} \times 2^{28} = 0,8$ с, а на регенерацию по словам, точнее, ячейкам, разрядность которых не может быть выше разрядности микросхемы (как правило, не более 16 бит), потребуется в 16 раз меньше времени, т.е. 50 мс. Учитывая, что для таких микросхем максимальный период регенерации $T_{\text{REF}} = 64$ мс, поэлементная регенерация оказывается принципиально невозможной, а регенерация по словам будет занимать более 75 % времени работы памяти.

Количество же строк в одном банке в данной микросхеме составит 8192, а построчная регенерация в таком случае будет занимать всего 24,5 мкс или около 0,5 % времени.

Конечно, если за время, не превышающее T_{REF} , обращения были бы выполнены ко всем строкам памяти, то обновлять информацию не было бы нужно, так как при обращении (не только записи, но и чтении) заряд на запоминающих емкостях полностью восстанавливается.

Распределить циклы регенерации строк по полному периоду регенерации можно различными способами. Рассмотренный выше вариант *пакетной* регенерации, при котором все циклы регенерации строк

группируются в начале или в конце периода, хотя и может быть более экономичным по времени из-за отсутствия дополнительных переключений, не является достаточно удобным, так как блокирует работу памяти на относительно длительный интервал времени. Поэтому чаще применяют так называемую *распределенную* регенерацию (иногда используется термин “синхронная”), при которой циклы регенерации строк равномерно распределяются по периоду.

Длительность периода регенерации не обязательно устанавливается равной максимальному значению. Например, в ряде ПЭВМ для управления регенерацией часто используют сигналы одного из счетчиков (счетчик 1) системного таймера, на который поступают сигналы от кварцевого генератора (частотой 14.31818 МГц), установленного на системной плате. Этот счетчик вырабатывает импульсы примерно каждые 15 мкс, и эти импульсы могут использоваться для запуска регенерации. Однако для памяти большого объема такая частота оказывается недостаточной.

Возможны и более сложные схемы регенерации: пакетная с возможностью прерывания пакета или скрытая – во время свободных циклов памяти, если таковые имеются.

За последовательностью циклов регенерации строк следит контроллер памяти, который может организовывать *очередь* из этих циклов. Этот же контроллер может формировать адреса строк для регенерации, но часто эти адреса формируются внутренним счетчиком, имеющимся в самой микросхеме динамической памяти. Известна также квазистатическая память, в которой регенерация полностью контролируется внутренней логикой микросхемы и не требует никаких внешних сигналов.

Собственно циклы регенерации также могут различаться по порядку выполнения и запускающим их управляющим сигналам.

Наиболее распространенным вариантом является цикл, при котором изменяется порядок подачи адресных стробов. Если в обычном цикле чтения или записи сигнал строба адреса строки **RAS#** предшествует стробу адреса столбца **CAS#**, то рассматриваемый цикл регенерации запускается при одновременной подаче низких уровней обоих этих сигналов для синхронной памяти, а для асинхронной – спадающий фронт сигнала **CAS#** предшествует отрицательному фронту сигнала **RAS#**. Соответствующие временные диаграммы показаны на рис. 20. В обоих случаях этот способ регенерации

называется CBR (*CAS Before RAS*), хотя в синхронной памяти он также называется командой автоматической регенерации (*Auto Refresh Command*).

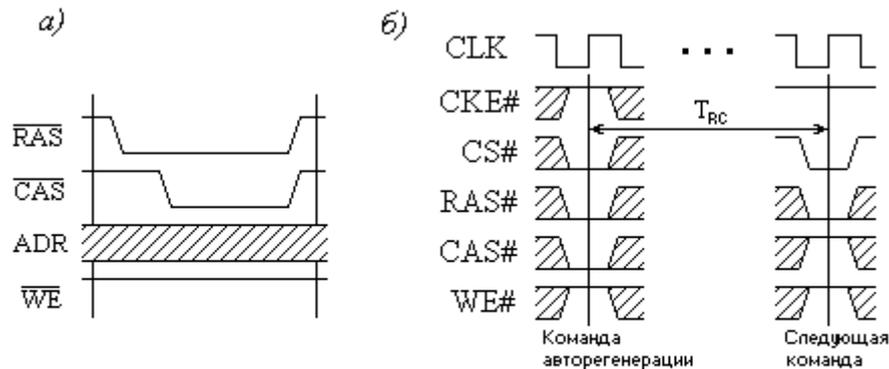


Рис. 20. Временные диаграммы регенерации типа CBR в асинхронной а) и синхронной б) динамической памяти

Другим вариантом запуска регенерации является подача только одного сигнала **RAS#** без последующего **CAS#**. Такой вариант называется ROR (*RAS Only Refresh*), а адреса регенерируемых строк формируются контроллером памяти и подаются на адресные входы микросхемы.

2.3.5. Динамическая память RDRAM

Память RDRAM (*Rambus DRAM*) построена на таких же элементах памяти, как и рассмотренные выше виды динамической памяти. Она относится к тому направлению разработок, в котором производительность памяти (ее пропускная способность, вычисляемая как произведение разрядности шины данных и частоты передачи по ней) достигается за счет увеличения частоты, при уменьшении разрядности шины данных. Последнее обстоятельство способствует снижению взаимных помех от проводников шины, особенно сказывающихся на высоких частотах.

Таким образом, для этого типа памяти характерен свой интерфейс, существенно отличный как логически, так и электрически от интерфейса асинхронных и синхронных DRAM. Шина данных RDRAM имеет 16 разрядов и работает на частоте 400 МГц и выше, используя сдвоенные передачи данных по обоим фронтам синхроимпульсов (как и DDR память). С учетом этого RDRAM обеспечивает пропускную способность 1600 Мбайт/с., что, по сравнению с DDR SDRAM, не так уж и много.

Определенное противостояние фирмы разработчика памяти RDRAM с разработчиками и изготовителями памяти SDRAM, имевшее место в конце 1990-х годов, привело к отказу многих производителей от использования RDRAM.

Память RDRAM, структура которой показана на рис. 21, включает в себя контроллер (RMC — *Rambus Memory Controller*), собственно микросхемы памяти, генератор синхросигналов (DRCG — *Direct Rambus Clock Generator*), источник питания и терминаторы, исключающие отражение сигналов на концах шин.

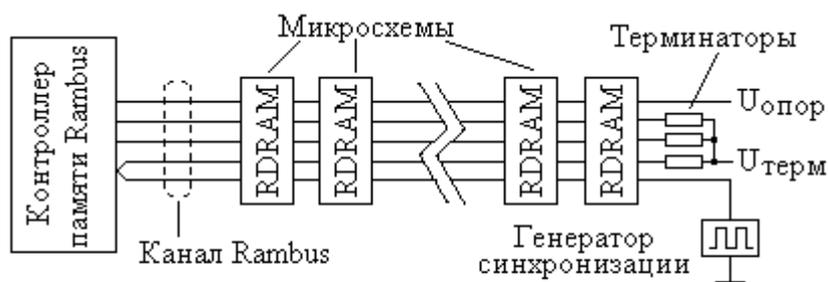


Рис. 21. Структура интерфейса памяти Rambus

Контроллер позволяет использовать различные микросхемы в одном канале, суммируя общую емкость и банки памяти по всем микросхемам. Причем все микросхемы имеют многобанковую организацию (до 32 банков в 256-Мбитных микросхемах). Однако их архитектура может быть различной: со вдвоенными банками (*doubled*), с разделенными банками (*splitted*) и с независимыми банками (*independent*). Эти различия определяют особенности параллельной работы банков.

Во всех случаях разрядность данных микросхемы – 16 бит. Ядро (матрица) элементов памяти, разделенное на банки, имеет построчную организацию, в которой каждая строка разделена на так называемые “двойные восьмерки” (*dualocts* в терминологии Rambus), состоящие из 16 байтов каждая. Например, микросхема памяти емкостью 256 Мбит может разделяться на 16 банков по 2 Мбайта, каждый из которых имеет 1024 строки, содержащих по 128 16-байтных двойных восьмерок. Такие двойные восьмерки представляют собой *физически* минимально адресуемые (внутри микросхемы) единицы данных.

Учитывая высокую частоту работы интерфейса Direct Rambus (именно таково его полное название, но слово Direct часто для краткости опускают), к его физической реализации предъявляются довольно жесткие требования. В

частности, его линии должны идти строго параллельно и заканчиваться терминаторами (для подавления отраженных сигналов). Количество слотов для установки модулей памяти в каждом канале не может превышать трех, причем незадействованные слоты должны быть заполнены модулями-заглушками (*dummy modules*). В свою очередь, один модуль памяти может включать в себя от одной (на практике – от четырех) до 16 микросхем памяти при общей полной нагрузке в 32 устройства на канал. Регламентируется даже то, сколько раз модуль можно вставлять и вынимать из слота – до 25 раз.

Канал памяти имеет три шины: 3-битную шину строк ROW, 5-битную шину столбцов COL и двухбайтовую шину данных, состоящую из двух половинок – DQA и DQB. Кроме того имеются также линии синхронизации, управляющих сигналов и напряжений питания. Интерфейс предусматривает параллельно-последовательную передачу данных пакетами из восьми посылок (передаваемых за 4 такта шины, т.е. за 10 нс при частоте 400 МГц). Пакет строк, таким образом, состоит из 24 бит, столбцов – из 40 бит, а данных – из 16 байт (по 8 или 9, в случае контроля, бит каждый). Следует помнить, что это не те пакетные передачи, которые осуществляются в интерфейсе BEDO или SDRAM.

Допускается наращивание количества каналов, или, как говорят, масштабируемость памяти. Ведь разрядность данных системной шины данных, например, в ПЭВМ с процессорами семейства Р6 – 64 разряда. К одному контроллеру можно подключать до 4-х каналов. Поэтому известны и модули с разрядностью более 16.

Временные диаграммы операций чтения и записи, называемых в RDRAM *транзакциями*, представлены на рис. 22 и 23, где CFM и CTM означают сигналы синхронизации от микросхем и от контроллера.

Как видно из рис. 22, транзакция чтения начинается с команды активации (*Act*) банка, содержащейся в пакете ROW со строкой адреса a_i . По прошествии времени задержки t_{RCD} пакетом COL с колонкой адреса a_i выдается команда чтения (*Rd*) колонки. Адрес, передаваемый в пакете ROW, указывает микросхему, банк и строку, а адрес, передаваемый в пакете COW, указывает микросхему, банк и колонку.

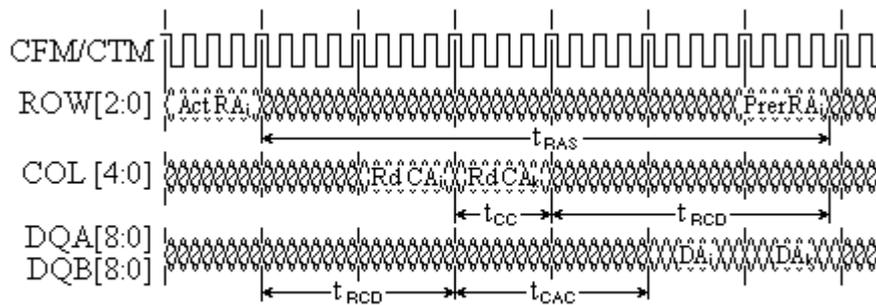


Рис. 22. Временная диаграмма чтения двух слов из памяти RDRAM

После этого с задержкой t_{CAC} микросхема выдает прочитанные данные. Отсчет времени на линиях ROW и COL производится по отношению к моментам окончания пакета, а на линиях данных – по отношению к началу пакета. Далее с задержкой t_{CC} выдается вторая команда чтения (колонки) с адресом a_k .

Затем подается команда подзаряда (*Prer*) банка, которая должна быть подана не ранее времени t_{RAS} после команды активации банка (команда активации в любой синхронной динамической памяти, не только RDRAM, разрушает информацию, записанную в активируемой строке, разряжая все конденсаторы, поэтому их и приходится восстанавливать командой

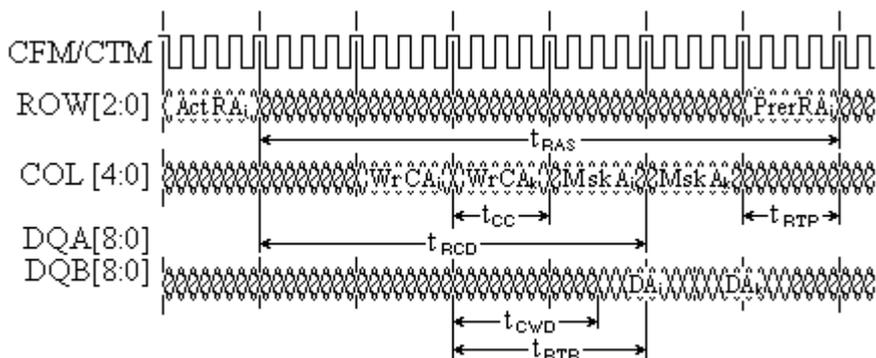


Рис. 23. Временная диаграмма записи двух слов в память RDRAM

подзаряда банка). Кроме того, команда подзаряда не должна выдаваться ранее времени t_{RPD} после предшествующей команды чтения.

Транзакция записи, представленная на рис. 23, начинается также, как и транзакция чтения, командой активации банка. За ней следует команда записи (*Wr*) колонки, подаваемая через интервал времени, равный $t_{RCD} - t_{RTR}$ (времена отсчитываются от концов пакетов), данные для которой поступают на шины данных с задержкой t_{CWD} , что отличается от SDRAM памяти, в которой такой задержки нет. Далее с задержкой t_{CC} по отношению к первой

команде выдается вторая команда записи колонки с адресом a_k , а затем и данные для нее.

Спустя время задержки записи t_{RTR} может быть подана необязательная команда маски записи (*Msk*), позволяющая производить побитное маскирование записи данных. Если команда маски не подается, то в этих же тактах данные записываются полностью. Наконец, спустя время t_{RTP} после последней записи подается команда подзаряда строки банка.

Как видно, эти транзакции выполняются, в целом, аналогично тому, как и соответствующие операции в SDRAM. Однако имеется и ряд отличий.

Во-первых, транзакции RDRAM обрабатывают только одну передачу, т.е. 2 байта, а не пакет (от 8 до 64 байт как в SDRAM). Это позволяет упростить протокол шины, обеспечивая ее производительность за счет высокой частоты шины.

Во-вторых, передачи адресов и данных выполняются, как указано выше, параллельно-последовательно (занимая по четыре такта шины каждая), что показано на рис. 22 и 23 соответствующими переключениями сигналов. Пакеты, передаваемые по адресным шинам (ROW и COL), могут иметь различное назначение, задавая либо собственно адрес, либо команду. Сами команды (активация (строки) банка, запись, чтение, подзаряд и др.) аналогичны командам памяти SDRAM типа.

В-третьих, имеются особенности синхронизации для транзакций чтения, которые должны компенсировать различную физическую удаленность модулей памяти от контроллера и обеспечить одновременное поступление данных к контроллеру. Для этого приходится устанавливать различную задержку выдачи данных относительно адреса столбца для микросхем, находящихся на разном расстоянии от контроллера.

Также, как и SDRAM, память RDRAM допускает конвейерную обработку различных обращений. При полной занятости шины на ней может присутствовать до четырех транзакций, что при обращениях по последовательным адресам, может обеспечить до 100% использования полосы пропускания шины данных.

2.3.6. Модули динамических оперативных ЗУ

Оперативные запоминающие устройства всегда были ресурсом, допускающим увеличение емкости, а иногда и сокращение времени обращения, с целью повышения общей производительности ЭВМ. Совершенствование технологий изготовления оперативных ЗУ привело к тому, что стойки памяти середины 1970-х годов емкостью 512 Кбайт, размером с двусторчатый платяной шкаф, сменили маленькие платы с микросхемами размером с зажигалку. Более того, если модернизация (или, как теперь принято говорить, “апгрейд”) ЭВМ тех времен, связанная с наращиванием или заменой оперативной памяти, предполагала проведение достаточно серьезных монтажных работ, то теперь, в стандартной ситуации, замену памяти в течение 5 – 10 минут может провести даже пользователь, не являющийся специалистом по компьютерной технике.

Стандартизация интерфейсов оперативной памяти сделала возможным использование модулей памяти одних производителей в системах, собранных из компонент других производителей. Хотя, конечно, параметры и качество их могут быть различны.

Модули динамической полупроводниковой памяти прошли эволюцию от набора микросхем, устанавливаемых на системной плате и заметных по своему регулярному расположению (несколько смежных рядов одинаковых микросхем) до отдельных небольших плат, вставляемых в стандартный разъем (слот) системной платы. Первенство в создании таких модулей памяти обычно относят к фирме IBM.

Основными разновидностями модулей динамических оперативных ЗУ с момента их оформления в виде самостоятельных единиц были:

- 30-контактные однобайтные модули SIMM (DRAM)
- 72-контактные четырехбайтные модули SIMM (DRAM)
- 168-контактные восьмибайтные модули DIMM (SDRAM)
- 184-контактные восьмибайтные модули DIMM (DDR SDRAM)
- 184-контактные (20 из них не заняты) двухбайтные модули RIMM (RDDRAM).

Сокращение SIMM означает *Single In-Line Memory Module* – модуль памяти с одним рядом контактов, так как контакты краевого разъема модуля, расположенные в одинаковых позициях с двух сторон платы, электрически соединены. Соответственно DIMM значит *Dual In-Line Memory Module* – модуль памяти с двумя рядами контактов. А вот RIMM означает *Rambus Memory Module* – модуль памяти типа Rambus.

Кроме этих модулей имеются также варианты для малогабаритных компьютеров, для графических карт и некоторые другие.

Если микросхемы памяти физически располагаются только с одной стороны платы, то такой модуль называют *односторонним*, а если с двух сторон – то *двусторонним*. При равной емкости модулей, у двустороннего модуля количество микросхем больше, поэтому на каждую линию шины данных приходится большая нагрузка, чем при использовании одностороннего. С этой точки зрения односторонние модули предпочтительней двусторонних. Однако количество банков в двусторонних модулях вдвое больше, чем в односторонних, поэтому при определенных условиях и хорошем контроллере памяти двусторонний модуль может обеспечить несколько большую производительность.

На рис. 24 изображен односторонний 168-контактный 8-байтный модуль DIMM памяти SDRAM. Размеры этого модуля 133×35 мм. Микросхема, показанная пунктиром, используется в модулях, имеющих контрольные разряды (см. далее). Размеры модулей SIMM несколько меньше. Модули RIMM имеют также металлическую пластину радиатора, закрывающую микросхемы. Микросхема, обозначенная звездочкой и пунктиром, присутствует в модулях, имеющих схемы контроля (см. далее).

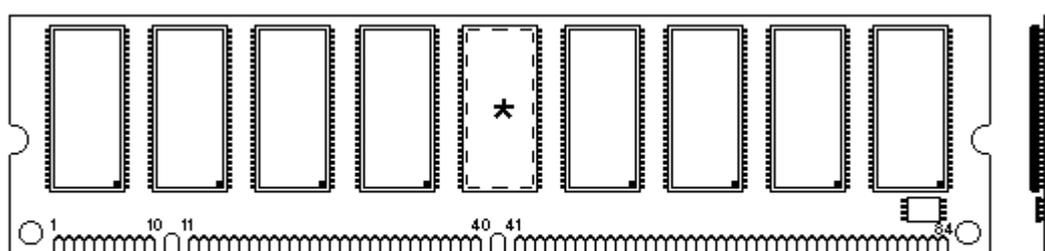


Рис. 24. Модуль оперативной памяти DIMM со 168 контактами

Помимо собственно конструктивной организации и типа памяти, модули имеют также и некоторые другие различия. Одним из таких различий является возможность (или ее отсутствие) **контроля хранимых данных**.

Контроль может основываться на использовании дополнительных (по одному на каждый хранимый байт) битов четности (*Parity bits*), т.е. в этом случае каждый байт занимает в памяти по 9 бит. Такой контроль позволяет выявить ошибки при считывании хранимой информации из памяти, но не исправить их. Причем, строго говоря, нельзя и установить, когда возникла ошибка: при записи или при чтении. Более того парная ошибка, хотя ее вероятность и очень мала, обнаружена не будет.

Более сложный контроль предполагает использование кодов, корректирующих ошибки – ECC (*Error Correcting Codes*), которые позволяют обнаруживать ошибки большей кратности, чем одиночные, а одиночные ошибки могут быть исправлены. Подобные схемы используются в серверных конфигурациях, когда требуется повышенная надежность.

Память, устанавливаемая в настольные ПЭВМ, обычно не имеет никакого контроля.

Кроме того, известны также различные модификации схем контроля, вплоть до просто имитирующих контрольные функции, но не осуществляющие их, например генерация всегда верного бита четности.

Модули DIMM также различаются по наличию или отсутствию в них буферных схем на шинах адреса и управляющих сигналов. Не буферизованные (*unbuffered*) модули больше нагружают эти шины, но более быстросействующие и дешевые. Их обычно применяют в настольных ПЭВМ. Буферизованные (*registered*) имеют буферные регистры и, обеспечивая меньшую нагрузку на шины, позволяют подключить к ним большее количество модулей. Однако эти регистры несколько снижают быстросействие памяти, требуя лишнего такта задержки. Применяют буферизованные модули обычно в серверных системах.

Еще одной особенностью, различающей модули динамической памяти, является способ, посредством которого после включения компьютера определяется объем и тип установленной в нем памяти.

В первых ПЭВМ объем и быстродействие установленной памяти задавались переключателями (джамперами – *jumpers*), расположенными на системной плате.

С появлением модулей SIMM (существовали также похожие на них модули SIPP) стал использоваться так называемый параллельный метод идентификации (*parallel presence detect*), при котором краевой разъем модуля имел дополнительные контакты, используемые только для целей указания присутствия модуля в том слоте, где он установлен, его объема и времени обращения. В самых первых (30-контактных) модулях таких дополнительных контактов было только два, в 72-контактных модулях их стало четыре: два указывали на объем модуля и два – на время обращения. Эти контакты могли заземляться непосредственно на модуле, что позволяло различить четыре вида модулей по объему и четыре – по времени доступа.

Попытки использовать этот же прием в последующих модулях потребовали увеличения количества таких контактов, но решить все проблемы идентификации не смогли. Поэтому, начиная с модулей DIMM, используют так называемый последовательный способ идентификации (*Serial Presence Detect - SPD*), при котором на плату модуля устанавливается специальная дополнительная микросхема, так называемый SPD-чип, представляющая собой небольшую постоянную память на 128 или 256 байт с последовательным (I^2C) интерфейсом доступа. На рис. 24 эта микросхема показана в правом нижнем углу, хотя она может располагаться и иначе. В этой микросхеме записана основная информация об изготовителе модуля и его параметрах. Формат этих данных стандартный, определенный советом JEDEC (*Joint Electron Devices Engineering Council*), стандартов которого придерживаются все изготовители полупроводниковой памяти.

2.4. Постоянные запоминающие устройства

Постоянные запоминающие устройства (ПЗУ или Read Only Memory - ROM), которые также часто называют энергонезависимыми (или Non Volatile Storage), обеспечивают сохранение записанной в них информации и при отсутствии напряжения питания. Конечно, под такое определение подпадают

и память на жестких и гибких дисках, и компакт диски, и некоторые другие виды ЗУ.

Однако, говоря о постоянных ЗУ, обычно подразумевают устройства памяти с произвольным адресным доступом. Такие ЗУ могут строиться на различных физических принципах и обладать различными характеристиками не только по емкости и времени обращения к ним, но и по возможности замены записанной в них информации.

2.4.1. Разновидности постоянных ЗУ

К началу 2000-х годов наибольшее распространение получили полупроводниковые ПЗУ, элементы памяти которых используют различные модификации диодов и транзисторов и изготавливаются по интегральной технологии.

Непосредственными предшественниками таких ЗУ были магнитные (трансформаторные) ПЗУ, информация в которые записывалась соответствующей прокладкой (прошивкой) проводников ферритовых сердечников, что обеспечивало при требовавшихся в то время емкостях высокую надежность этих ЗУ в самых тяжелых (в электромагнитном отношении) условиях.

Известны также емкостные и индуктивные ПЗУ, в которых использовались проводники специальной формы, образующие емкостные или индуктивные связи.

В настоящее время исследуются и другие принципы реализации постоянных ЗУ, в некотором смысле возвращающиеся к магнитным и конденсаторным схемам, но на другом уровне развития технологий.

Запись информации в постоянные ЗУ, как правило, существенно отличается от считывания по способу и времени выполнения. Процесс записи для полупроводниковых постоянных ЗУ получил также название “прожига” или программирования, первое из которых связано со способом записи, сводящимся к разрушению (расплавлению, прожигу) соединительных перемычек в чистом ЗУ.

В полупроводниковых ПЗУ в качестве элементов памяти, точнее, в качестве нелинейных коммутирующих и усилительных элементов обычно

используются транзисторы. Они объединены в матрицу, выборка данных из которой производится по строкам и столбцам, соответствующим указанному адресу, так, как и в других ЗУ с произвольным доступом. Один из возможных вариантов структурной схемы полупроводникового ПЗУ, представлен на рис. 25. Строго говоря, непосредственно запоминание информации в этом ПЗУ осуществляется плавкой перемычкой, а транзисторы выполняют роль ключей-усилителей. Плавкая перемычка может быть изготовлена из нихрома, поликристаллического кремния или других материалов. В зависимости от того, как именно работает усилитель считывания (в режиме повторителя или инвертора), наличие перемычки соответствует записи “1” или “0”. Разрушение перемычки (импульсом сильного тока) приводит к записи значения, обратного исходному.

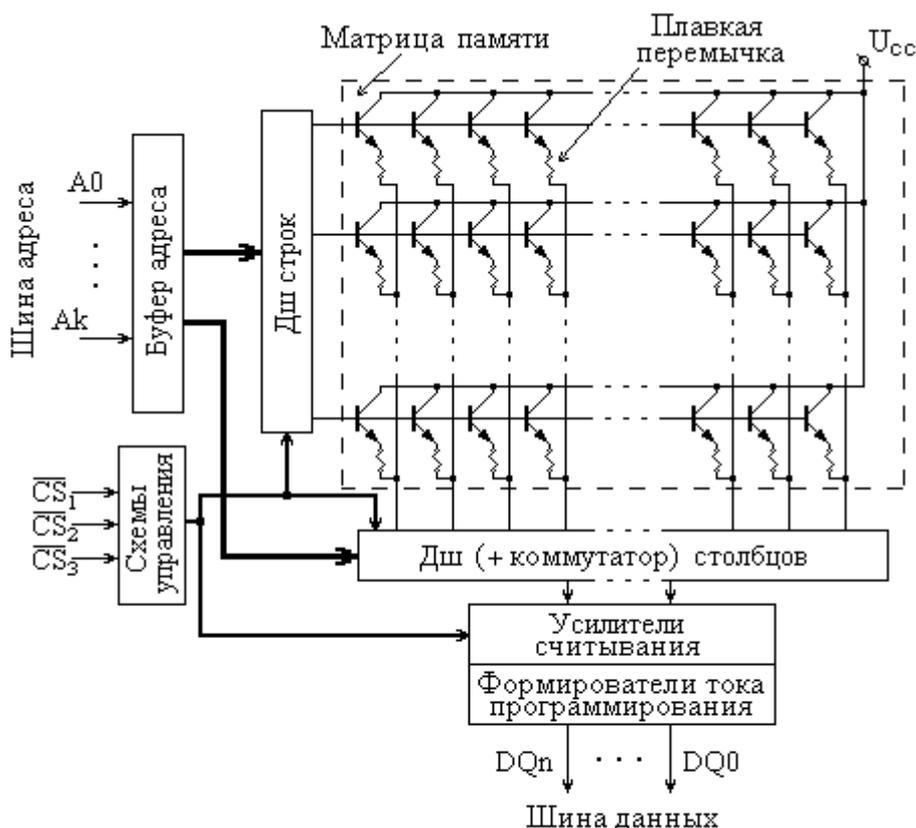


Рис. 25. Вариант структурной схемы ПЗУ с однократным программированием

Различают две большие группы ПЗУ: *программируемые изготовителем* и *программируемые пользователем*.

ЗУ первой группы, называемые иначе масочными, обычно выпускаются большими партиями. Информация в них заносится в процессе

изготовления этих ЗУ на заводах: с помощью специальной маски в конце технологического цикла на кристалле формируется соответствующая конфигурация соединений. Такие ЗУ оказываются наиболее дешевыми при массовом изготовлении. Их обычно используют для хранения различных постоянных программ и подпрограмм, кодов, физических констант, постоянных коэффициентов и пр.

В ПЗУ, программируемые пользователем, информация записывается после их изготовления самими пользователями. При этом существуют два основных типа таких ЗУ: *однократно программируемые* и *перепрограммируемые*.

Нетрудно вспомнить, что аналогичные разновидности имеются и у CDROM, которые, по существу, являются ПЗУ (ROM), изготавливаемыми на основе другого физического принципа.

Наиболее простыми являются однократно программируемые ПЗУ. В этих ЗУ запись как раз и производится посредством разрушения соединительных перемычек между выводами транзисторов и шинами матрицы (хотя есть и несколько иные технологии). Изображение программируемого ПЗУ на функциональной схеме показано на рис. 26.

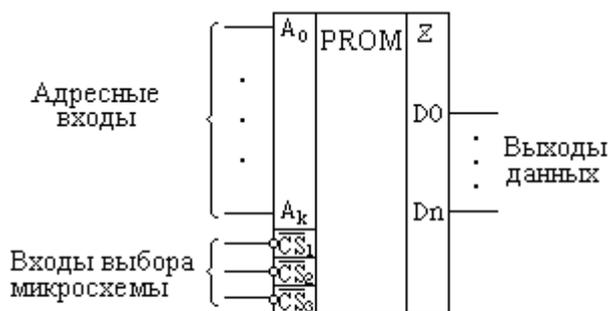


Рис. 26. Условное изображение программируемого ПЗУ на функциональных схемах

Перепрограммируемые ПЗУ позволяют производить в них запись информации многократно. Конечно, в таких ЗУ должен использоваться иной принцип, чем разрушение перемычек в процессе записи. Распространенные технологические варианты используют МОП-транзисторы со сложным затвором (составным или “плавающим”), который способен накапливать заряд, снижающий пороговое напряжение отпирания транзистора, и сохранять этот заряд при выключенном питании. Программирование таких ПЗУ и состоит в создании зарядов на затворах тех транзисторов, где должны

быть записаны данные (обычно “0”, так как в исходном состоянии в таких микросхемах записаны все “1”).

Перед повторной записью требуется произвести стирание ранее записанной информации. Оно производится либо электрически, подачей напряжения обратной полярности, либо с помощью ультрафиолетового света. У микросхем последнего типа имелось круглое окошечко из кварцевого стекла, через которое и освещался кристалл при стирании.

Параметры постоянных ЗУ соответствуют технологическим нормам своего времени. В начале 2000-х годов типовые емкости микросхем постоянной памяти с масочным программированием составляли порядка 32-128 Мбит, а времена обращения превышали аналогичные показатели оперативной памяти и для различных модификаций достигали до 100 нс.

2.4.2. Флэш-память

Флэш-память, появившаяся в конце 1980-х годов (*Intel*), является представителем класса перепрограммируемых постоянных ЗУ с электрическим стиранием. Однако стирание в ней осуществляется сразу целой области ячеек: блока или всей микросхемы. Это обеспечивает более быструю запись информации или, как иначе называют данную процедуру, программирование ЗУ. Для упрощения этой процедуры в микросхему включаются специальные блоки, делающие запись “прозрачной” (подобной записи в обычное ЗУ) для аппаратного и программного окружения.

Флэш-память строится на одностранзисторных элементах памяти (с “плавающим” затвором), что обеспечивает плотность хранения информации даже несколько выше, чем в динамической оперативной памяти. Существуют различные технологии построения базовых элементов флэш-памяти, разработанные ее основными производителями. Эти технологии отличаются количеством слоев, методами стирания и записи данных, а также структурной организацией, что отражается в их названии. Наиболее широко известны NOR и NAND типы флэш-памяти, запоминающие транзисторы в которых подключены к разрядным шинам соответственно параллельно и последовательно.

Первый тип имеет относительно большие размеры ячеек и быстрый произвольный доступ (порядка 70 нс), что позволяет выполнять программы непосредственно из этой памяти. Второй тип имеет меньшие размеры ячеек и быстрый последовательный доступ (обеспечивая скорость передачи до 16 Мбайт/с), что более пригодно для построения устройств блочного типа, например “твердотельных дисков”.

Способность сохранять информацию при выключенном питании, малые размеры, высокая надежность и приемлемая цена привели к широкому ее распространению. Этот вид памяти применяется для хранения BIOS, построения так называемых “твердотельных” дисков (*memory stick*, *memory drive* и др.), карт памяти различного назначения и т.п. Причем устройства на основе флэш-памяти используются не только в ЭВМ, но и во многих других применениях.

К минусам данного вида памяти можно отнести относительно невысокую скорость передачи данных, средний объем и дороговизну устройств с большой емкостью (свыше 512 Мбайт и более).

Элементы памяти флэш-ЗУ организованы в матрицы, как и в других видах полупроводниковой памяти. Разрядность данных для микросхем составляет 1-2 байта.

Операция чтения из флэш-памяти выполняется как в обычных ЗУ с произвольным доступом (оперативных ЗУ или кэш). Однако запись сохраняет в себе некоторые особенности, аналогичные свойствам постоянных ЗУ.

Перед записью данных в ЗУ ячейки, в которые будет производиться запись, должны быть очищены (стерты). Стирание заключается в переводе элементов памяти в состояние единицы и возможно только сразу для целого блока ячеек (в первых микросхемах предусматривалось стирание только для всей матрицы сразу). Выборочное стирание невозможно.

В процессе записи информации соответствующие элементы памяти переключаются в нулевое состояние. Также, как и в ПЗУ, без стирания можно дозаписать нули в уже запрограммированные ячейки, однако необходимость в такой операции относительно редка.

Фактически при операции записи производится два действия: запись и считывание, но управление этими операциями производится внутренним автоматом и “прозрачно” для процессора.

Разбиение адресного пространства микросхемы флэш-памяти на блоки обычно бывает двух видов: симметричное и асимметричное.

В первом случае, называемом также *Flash File*, все блоки (стирание в пределах каждого из которых производится только для всего блока сразу) имеют одинаковый размер, например 64 Кбайт или 128 Кбайт. Количество блоков зависит от емкости микросхемы. Например, в микросхеме *28F128J3 (Intel Strata Flash)* емкостью 128 Мбит (16 Мбайт) имеется 128 блоков по 128 Кбайт.

В случае асимметричной архитектуры, называемой иначе *Boot Block*, один из блоков, на которые разбито адресное пространство микросхемы, дополнительно разбивается на меньшие блоки. Например, в микросхеме *28F640C3 (Intel Advanced+ Boot Block)* емкостью 64 Мбит выделен один загрузочный (*Boot*) блок размером 64 Кбайт, разбитый на 8 блоков параметров (*parameter blocks*) по 8 Кбайт, и 127 основных (*main*) блоков по 64 Кбайт. Причем загрузочный блок может размещаться либо в начале, либо в конце адресного пространства микросхемы [10].

Структурная схема флэш-памяти с асимметричной архитектурой приведена на рис. 27.

В этой схеме управляющий сигнал *WP# (Write Protect)* используется для исключения возможности случайной записи по командам программы, а сигнал *RP# (Reset/Deep Power Down)* также применяется для управления записью, закрывая все блоки для записи при единичном уровне. Остальные управляющие сигналы аналогичны одноименным сигналам в других типах памяти. На вход V_{PP} подается напряжение, необходимое для ускорения операций стирания и записи данных.

Флэш-память используется для различных целей. Непосредственно в самой ЭВМ эту память применяют для хранения BIOS (базовой системы ввода-вывода), что позволяет при необходимости производить обновление последней прямо на рабочей машине. Надо отметить, что без особой

необходимости и при отсутствии соответствующего опыта, производить такие операции не рекомендуется.

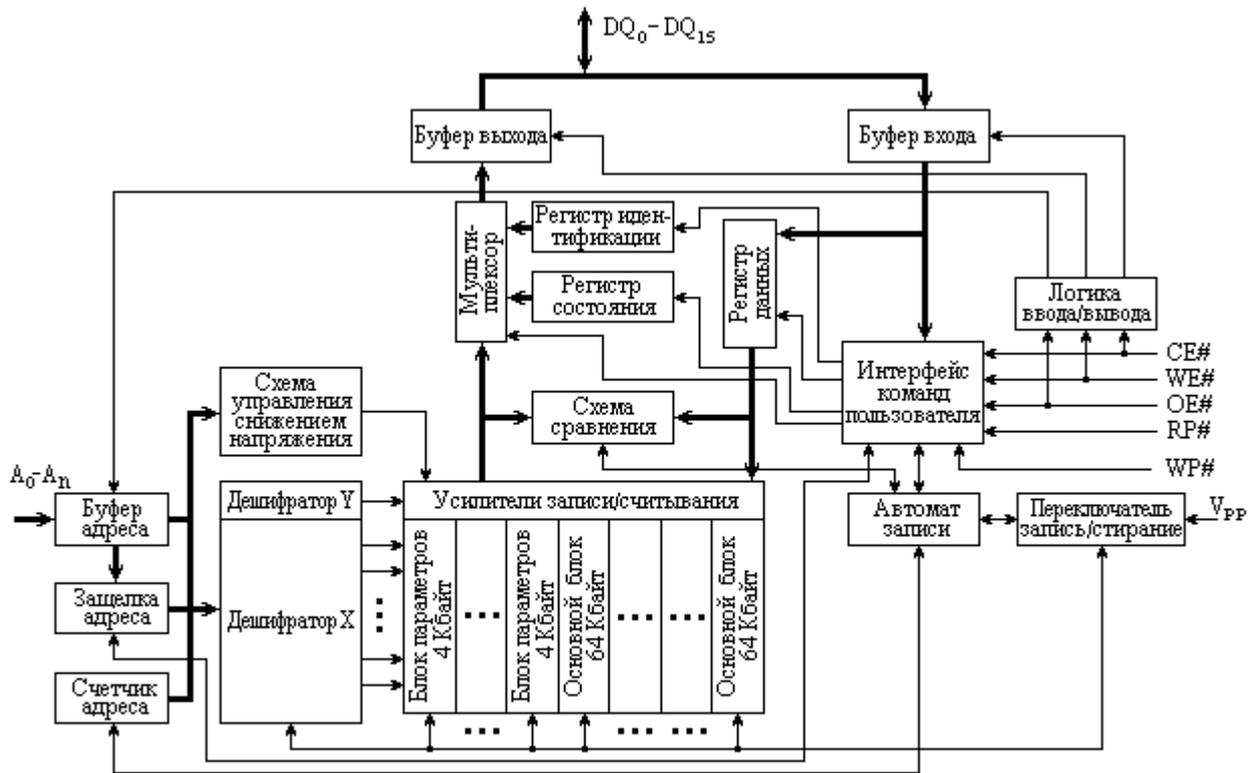


Рис. 27. Структурная схема флэш-памяти

Другим применением флэш-памяти, получившим достаточно широкое распространение, являются так называемые “твердотельные диски” (*solid-state disks*), эмулирующие работу внешних винчестеров. Такое устройство имеет габариты порядка 70×20×10 мм, подключается обычно к шине USB и состоит из собственно флэш-памяти, эмулятора контроллера дисков и контроллера шины USB. При включении его в систему (допускается “горячее” подключение и отключение) устройство с точки зрения пользователя ведет себя как обычный (съемный) жесткий диск. Конечно, производительность его меньше, чем у жесткого диска: скорость передачи при записи и чтении составляет менее одного мегабайта в секунду. Емкость таких “дисков” находится в пределах от 32 до 512 Мбайт (на начало 2003 г.).

Более общее применение флэш-память находит в различных модификациях карт памяти, которые используются не только в компьютерах разных классов, но и в цифровых видео- и фотокамерах, плеерах, телефонах, музыкальных центрах и другой мультимедиа технике. Причем такая карта может также быть и сменной картой в твердотельном диске.

2.5. Другие типы полупроводниковых запоминающих устройств

Семейство полупроводниковых ЗУ не ограничивается рассмотренными в предыдущих параграфах разновидностями. Существуют различные ЗУ, либо представляющие собой определенные модификации описанных выше типов, целью которых является улучшение каких-либо характеристик, либо использующие иные технологические и физические принципы организации.

К модификациям типовых ЗУ можно отнести следующие разновидности:

- видео ОЗУ (*Video RAM*)
- оконное ОЗУ (*Window RAM*)
- синхронная графическая память (*SGRAM*)
- память с виртуальными каналами (*Virtual Channel Memory - VCM*) и др.

Видео ОЗУ, оконное ЗУ и синхронная графическая память – устройства, предназначенные для использования в видеоадаптерах.

Первые два из них представляют собой двухпортовую память. Один из портов является обычным интерфейсом динамической памяти, а другой – последовательным трактом считывания данных, используемым для регенерации изображения на экране монитора. Поскольку такая память реализуется на обычных динамических элементах, то наличие двух портов предполагает разделение доступа к матрице памяти со стороны портов, т.е. общая пропускная способность собственно памяти не увеличивается. Однако за счет использования буферных регистров портов можно добиться их одновременной работы. *Window RAM* обеспечивает более высокую производительность при работе с графикой, чем *Video RAM*, за счет структурных решений и наличия некоторых дополнительных аппаратных функций, ориентированных специально на задачи видеоадаптера.

Синхронная графическая память *SGRAM* представляет собой улучшенный вариант *SDRAM*, ориентированный на работу в видеоадаптерах, особенности которой проявляются в записи и чтении больших объемов информации. Как правило, эта информация пересылается большими блоками

ячеек с последовательными адресами. Для оптимизации такого рода операций введены специальные режимы блочной записи – *Block Write* и побитовой записи – *Write-per-Bit*. Первый из них позволяет записать значение, предварительно занесенное в специальный регистр SGRAM (*Color register* – регистр цвета), в восемь ячеек одновременно. Второй режим (*Write-per-Bit*) также предназначен для заполнения ячеек определенными данными с возможностью маскирования (блокировки) отдельных ячеек.

Память с виртуальными каналами VCM, в отличие от перечисленных выше видов, предполагает усовершенствование не интерфейсов, а внутреннего доступа к матрице элементов памяти. В обычной памяти имеется один канал, по которому данные считываются из ядра и записываются в него. Фирма NEC предложила использовать несколько независимых каналов чтения/записи информации. Каждый из них имеет свои собственные буферные регистры для адреса строки, счетчики адресов пакетного режима и промежуточные регистры хранения информации, что позволяет считывать и записывать данные в разные области матрицы элементов памяти. При этом каждый канал может быть назначен независимому устройству, которое обращается к памяти, процессору, контроллеру ПДП или AGP-контроллеру. При обращении к памяти сразу нескольких устройств промежуточные данные временно хранятся в отдельных каналах и записываются в банки памяти по мере их освобождения от выполнения предыдущих операций. Такой подход позволяет увеличить производительность системы в среднем на 20%.

Известны и некоторые другие типы модификаций основных вариантов динамической памяти, например EDRAM (улучшенная динамическая память), MDRAM (многобанковая память), 3DRAM (“трехмерная” память) и др.

К запоминающим устройствам, использующим иные технологические и/или физические принципы, относятся:

- ЗУ на приборах с зарядовой связью;
- ферроэлектрические ЗУ.

ЗУ на приборах с зарядовой связью ПЗС (иначе, с переносом зарядов) являются представителями класса ЗУ с циклическим (прямым) доступом. Эти ЗУ построены на принципе перемещения электрического заряда, для реализации которого используется МОП-транзистор, имеющий много затворов. Информация в таком транзисторе хранится в виде заряда ("1") или его отсутствия ("0") под затвором.

Подавая на соседние затворы сдвинутые по фазе потенциалы (обычно используется две или три серии сигналов), можно заставить заряды перемещаться в требуемом направлении от затвора к затвору, что показано на рис. 28. Разместив такие транзисторы и затворы на них соответствующим образом, можно построить логические аналоги сдвигающих регистров с циклическим сдвигом (или что то же аналоги дорожек диска).

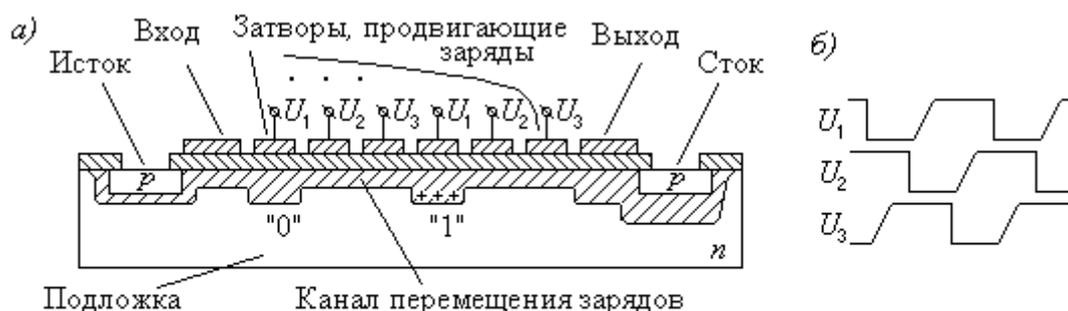


Рис. 28. ПЗС элемент на основе многозатворного МОП-транзистора, а) и диаграмма управляющих напряжений, б)

Знакомые с устройством электродвигателей могут увидеть в схеме продвижения зарядов аналогию с трехфазными электродвигателями. Подобного рода схемы применялись и в другом классе ЗУ с циклическим доступом: ЗУ на цилиндрических магнитных доменах.

Для построения собственно ЗУ на основе ПЗС используется архитектура, представляющая собой, по существу, набор сдвигающих регистров и дешифраторов адреса – мультиплексоров, коммутирующих связи этих регистров с шинами данных.

Однако наибольший интерес в настоящем представляет не использование ПЗС в запоминающих устройствах, а возможность построения светочувствительных ПЗС и применение матриц таких приборов в цифровых фотоаппаратах и видеокамерах. В этих матрицах инжекция зарядов в проводящую область осуществляется под действием света.

В ферроэлектрических ЗУ элементы памяти подобны элементам памяти динамических ЗУ, но вместо обычных конденсаторов в них используются конденсаторы на ферроэлектриках, обладающие свойством сохранения остаточной поляризации. Характеристика состояния таких элементов имеет вид гистерезисной петли, подобной той, которую имели элементы в запоминающих устройствах на ферритовых сердечниках. Этот тип памяти рассматривается как один из кандидатов на место оперативной памяти, позволяющей также сохранять информацию при выключении питания.

Глава 3. Запоминающие устройства с подвижным носителем

В запоминающих устройствах с подвижным носителем процесс доступа к данным (поиск, передача) включает в себя механическое перемещение среды, на которую записываются данные или с которой они считываются. В большинстве случаев в качестве такой среды выступают специальные покрытия, наносимые на жесткие или гибкие поверхности и обладающие определенными магнитными, оптическими или магнитооптическими свойствами. Геометрическая форма несущей поверхности, как правило, круг с отверстием посередине, а сам носитель в этом случае называют диском. Эта форма позволяет поддерживать непрерывное механическое движение носителя, что, хоть и менее выгодно энергетически, но обеспечивает большее быстродействие, так как не требует разгона и останова носителя, необходимого в других случаях. Существовали также ЗУ, носитель в которых имел форму цилиндра, называемого магнитным барабаном.

Другим вариантом носителя является гибкая магнитная лента, аналогичная магнитофонной. Такая лента используется в стримерах. Из ранних ЗУ этого типа известны также устройства на полосках магнитных лент. В принципе, существовавшие много лет назад устройства ввода и вывода на перфоленту и перфокарты также, при желании, можно отнести к ЗУ с подвижным носителем.

Из-за наличия механических перемещений такие запоминающие устройства не могут обеспечивать очень высокое быстродействие, особенно при поиске, хотя скорости передачи данных для них достаточно высоки.

3.1. Запоминающие устройства на жестких магнитных дисках

Накопители на жестких магнитных дисках (НЖМД), или в англоязычном варианте *hard disk drives* (HDD), являются одним из самых распространенных в настоящее время типов запоминающих устройств. Это объясняется удачным сочетанием основных их параметров: емкости,

стоимости, времени обращения, габаритов и потребляемой мощности, делающим их наилучшим типом запоминающих устройств для хранения больших объемов информации, доступ к которой должен осуществляться без вспомогательных действий со стороны пользователя.

К такой информации, в первую очередь, относятся операционные системы, базы данных, документы, находящиеся в работе, постоянно или часто используемое программное обеспечение и т.п. Постоянное снижение стоимости НЖМД и увеличение их емкости приводят к проникновению их в новые приложения и сферы информационной техники.

Запись информации на магнитных носителях (не только на жестких дисках) обычно осуществляется за счет изменения состояния намагниченности отдельных участков их поверхности. Чем меньше геометрические размеры таких участков, тем большее количество информации удастся записать на единице площади носителя, т.е. тем выше плотность записи информации.

3.1.1. Общие сведения об устройстве жестких дисков

Жесткие диски включают в себя электромеханическую и электронную части.

Электромеханическая часть размещается в жестком корпусе, внутри которого закреплен шпиндельный двигатель с вращающимся шпинделем и смонтированными на нем дисками накопителя, а также установленный в этом же корпусе подвижный блок головок чтения/записи с приводом, обеспечивающим позиционирование (перемещение) головок. Общий вид жесткого диска со снятой крышкой корпуса показан на рис. 29.

Сами диски (или пластины), которых, как правило, бывает на шпинделе от одного до пяти (иначе корпус получится очень высоким, а шпиндель с дисками – тяжелым), изготовлены из сплавов алюминия или специального стекла (иногда керамики). Последнее используется при высоких скоростях вращения шпинделя. Поверхность дисков имеет магнитное покрытие, на котором, собственно, и записывается информация.

Процесс записи состоит в локальных изменениях магнитного состояния этого покрытия.

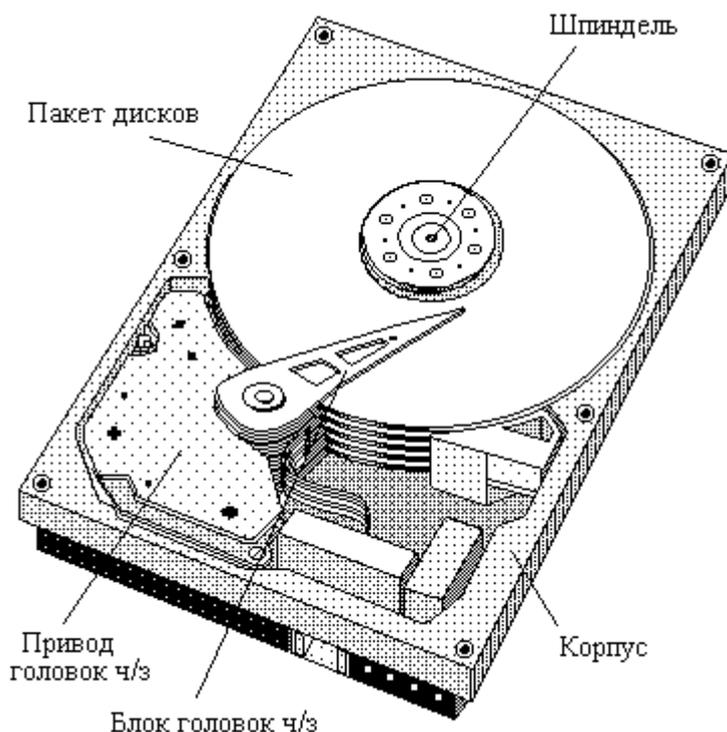


Рис. 29. Общий вид жесткого диска со снятой крышкой корпуса

Информация на диске располагается по окружностям, называемым *дорожками* (см. рис.2, п.1.1), совокупность равноудаленных от центра дорожек поверхностей всех пластин НЖМД называют *цилиндром*.

Дорожки для хранения информации разбиты на *секторы*, емкость которых в большинстве случаев составляет 512 байт. Сектор обладает определенной структурой, включающей в себя заголовок, поле данных и контрольный код этого поля.

Часть корпуса, в которую заключена электромеханика диска, часто называют герметичной (хотя обычно имеется защищенное воздушным фильтром отверстие для выравнивания внутреннего давления с атмосферным), поскольку в ней не допускается присутствие никаких загрязнений, в том числе частичек пыли. Необходимость этого вызвана тем, что головки чтения/записи находятся на очень малом расстоянии от поверхности диска (порядка 10^{-4} – 10^{-5} мм), удерживаясь над ней воздушным потоком (нетрудно подсчитать, что линейная скорость перемещения диска

относительно головок на внешних цилиндрах составляет более 100 км/час при скорости вращения 7200 об/мин). Поэтому даже небольшие частицы могут легко повредить магнитное покрытие. (Для частиц, которые образуются в процессе эксплуатации за счет износа поверхностей, внутри корпуса существует даже некое подобие пылесоса: *рециркуляционный фильтр*.)

В электронную часть диска входят контроллер, усилители сигналов интерфейсных шин и буферная память (кэш диска). Контроллер обеспечивает управление процессами разгона и останова шпинделя, позиционирования головок, чтения и записи информации, а также внешний интерфейс диска.

Привод позиционирования головок чтения/записи чаще всего поворотный (для получения меньших его размеров) электромагнитный, с подвижной катушкой, перемещающейся в магнитном поле постоянного магнита под действием протекающего по ней тока. Направление и сила тока определяют направление и скорость перемещения катушки и механически связанных с ней головок чтения/записи.

После установки на требуемый цилиндр головки удерживаются на нем с помощью следящей системы, считывающей с диска специальные сервометки. Эти метки записаны на диске либо в специальных местах информационных дорожек, либо на служебных серводорожках, расположенных между основными, либо реже на специально выделенной поверхности диска. Понятно, что требования обеспечения работы системы позиционирования и приводят к тому, что поперечная плотность записи данных существенно меньше продольной. Сервометки также используются для поддержания постоянной скорости вращения диска.

Время позиционирования на требуемую дорожку зависит, как отмечалось, от расстояния до нее от текущего положения головок чтения/записи. Минимальное время затрачивается на переход к соседнему цилиндру. Но и переход с дорожки на дорожку в пределах одного цилиндра по времени близок к переходу на дорожку соседнего цилиндра (порядка 1 – 2 мс), так как система позиционирования даже при переключении дорожек в пределах цилиндра все равно должна выверить точность установки головок.

Удержание головок на требуемой дорожке при чтении или записи является весьма непростой инженерной задачей. Влияние вибрации вращающегося диска, температурные расширения, механические напряжения, воздушный поток и другие факторы учитываются с помощью специальных приемов и алгоритмов (*sic!*).

Запись и считывание информации с магнитного слоя (на основе оксидов железа или хрома), покрывающего пластину диска, осуществляется с помощью головок чтения/записи, которые в современных дисках обычно комбинированные: для записи используется электромагнитные, а для чтения – магнитно-резистивные головки.

Как правило, изготовить идеальный магнитный слой в процессе производства не удается и на нем имеются дефектные участки. Соответствующие им секторы не могут использоваться для хранения данных и должны быть заблокированы. Информация о них хранится в специальной таблице.

Обнаруженные при контроле после изготовления плохие секторы просто пропускаются при нумерации (и тем самым при доступе), но номера секторов, пришедших в негодность в процессе эксплуатации, переназначаются на имеющееся на диске запасное место. Такие секторы называют перемещенными (или *remapped* – переназначенными), а их количество на диске можно прочитать специальными утилитами. На хорошем новом диске таких секторов быть не должно. Поскольку эти секторы оказываются на определенном удалении от секторов с соседними номерами (адресами), то обращение к ним приводит к задержкам при чтении и записи по последовательным адресам, что заметно, например, на графиках скорости чтения в виде длинной “бороды” – провалов в скорости считывания данных.

Магнитные свойства носителя и самих головок, используемый метод записи, расстояние от головок до поверхности диска, скорость вращения диска и ряд других параметров определяют максимальную плотность записи информации, при которой будет обеспечена требуемая надежность работы накопителя.

Собственно говоря, чисто физические сбои при чтении и записи данных происходят относительно часто: (по паспортным данным дисков фирмы IBM) при чтении теряется 1 бит из 10^{13} прочитанных битов. На скорости передачи 700 Мбит/с (см. п. 1.1) сбои в среднем будут происходить примерно 1 раз в четыре часа. Понятно, что при такой частоте сбоев нормально работать нельзя. Спасает положение использование контрольных (корректирующих) кодов. Например, корректирующий код (*Error Correcting Code*) в дисках той же фирмы обеспечивает обнаружение до 12 неверных байтов в секторе.

Для предупреждения потери данных в случае выхода диска из строя его контроллер, как правило, осуществляет специальный мониторинг состояния диска, фиксируя изменение таких его параметров, как частота ошибок чтения данных, время разгона шпинделя до номинальной скорости вращения, количество перемещенных секторов, частота ошибок позиционирования головок ч/з, общее количество отработанных часов и др. На основании анализа изменения этих параметров с течением времени контроллер, оснащенный такими средствами, названными SMART (*Self-Monitoring, Analyzing and Reporting Technology* – технология самодиагностики, анализа и оповещения) технологией, может предсказать предположительное время выхода диска из строя.

3.1.2. Интерфейсы жестких дисков

Связь жесткого диска с остальными устройствами ЭВМ обеспечивает его контроллер, который реализует управление всеми основными процессами диска и протоколы обмена данными с шинами расширения.

Непосредственное подключение жестких дисков к ЭВМ осуществляется по специальным интерфейсам, из которых в начале 2000-х годов наиболее распространенными были ATA, SCSI и SerialATA. Хотя внешние диски могут подключаться по интерфейсам параллельного порта LPT, шинам USB и IEEE 1394 – FireWare.

Каждый из них, как обычно, предусматривает определенный набор шин, протокол обмена по ним, спецификацию параметров электрических

сигналов и набор команд для управления операциями чтения/записи и обмена данными.

Интерфейс ATA

Интерфейс ATA (*AT Attachment* – подключение к ПЭВМ РС АТ конца 1980-х – начала 1990-х годов) был разработан для подключения жестких дисков с собственными встроенными контроллерами (*Integrated Device* или *Drive Electronics*). Поэтому и сейчас, говоря о таких дисках, могут использовать оба термина: IDE или ATA, подразумевая один и тот же тип дисков, хотя появление последовательного интерфейса Serial ATA нарушило однозначность соответствия этих терминов.

Будучи “долгожителем” (а более 15 лет – это большой срок в вычислительной технике), интерфейс ATA имел несколько версий, начиная с первоначального для подключения к РС АТ, и до серии модификаций ATA/ATAPI (PI означает пакетный интерфейс – *Package Interface*, используемый устройствами типа CD-ROM) с существенно большей скоростью обмена и возросшим набором функций. С появлением последовательного интерфейса к обычному интерфейсу ATA стали добавлять термин параллельный.

Фактически ATA – это стандарт интерфейса с дисками, а IDE и EIDE (*Enhanced IDE*) – это стандарты проектирования дисков, прямой доступ к памяти - DMA (*Direct Memory Access*) и UDMA (*Ultra DMA*) – это методы доступа, используемые для дисков, обеспечивающие передачу данных между диском и памятью, без непосредственного участия процессора.

Электрическое подключение ATA (IDE) дисков осуществляется 40-контактным кабелем (шлейфом) длиной не более 18 дюймов (около 46 см). Однако сам кабель может состоять либо из 40, либо из 80 проводов, причем второй вариант используется для скоростей передачи выше 33 Мбайт/с. На кабеле имеется 3 разъема (в упрощенных вариантах – только 2), позволяющие подключить 2 жестких диска или CD-ROM привода. Один из подключаемых дисков называется ведущим (*master* или устройство 0),

второй – ведомым (*slave* или устройство 1). Подключаемые к кабелю диски должны быть соответствующим образом сконфигурированы имеющимися на них переключателями – джамперами. Положения этих переключателей, соответствующие основным вариантам подключения (кроме ведущего и ведомого, возможен еще очень редко используемый вариант кабельной выборки), показываются на ярлыке, расположенном снаружи на крышке корпуса диска. Неправильная их установка приводит к тому, что ПЭВМ может “зависнуть” при запуске.

В случае 80-проводного кабеля разъемы должны иметь разный цвет: разъем синего цвета подключается к ЭВМ (системной плате), разъем черного цвета – к основному диску (устройство 0, или ведущий – *master*), средний разъем серого цвета – к устройству (устройство 1, или ведомый – *slave*). У 40-проводного кабеля все разъемы черного цвета.

Амплитуды электрических сигналов интерфейса соответствуют ТТЛ-уровням (“0” – $0,4 \div 0,8$ в, “1” – $2,0 \div 2,4$ в).

Данные передаются по интерфейсу по 2 байта (16-информационных линий). Передачи могут осуществляться в режимах программно-управляемого ввода/вывода PIO (*programmable input/output*) и (сверхбыстрого) прямого доступа к памяти (Ultra)DMA (*direct memory access*), к обозначениям которых добавляются номера, соответствующие максимальным скоростям передачи данных для режимов.

Максимальная скорость передачи данных по интерфейсу АТА достигнута в версии АТА/АТАPI-6 и составляет 133 Мбайт/с в режиме UltraDMA.

Контроллер диска управляет доступом к нему в соответствии с командами интерфейса АТА, поступающими от процессора (драйвера диска). Эти команды можно разделить на несколько групп, основными из которых являются группа команд работы с данными (чтения и записи секторов/блоков, верификации секторов, т.е. чтения их без передачи данных вовне, чтения и записи буфера и поиска, т.е. установки головок на заданный цилиндр) и служебные команды (идентификации и конфигурирования, управления энергопотреблением, мониторинга состояния и защиты данных).

Также можно выделить команды для работы со сменными и “твердотельными” (флэш-) дисками.

Для приема и передачи данных и команд контроллер использует при своей работе управляющие и командные регистры, с которыми и “общается” процессор, занимающие в пространстве ввода/вывода 16 адресов. Подробное описание назначения этих регистров при необходимости можно найти, например, в [4]. Однако некоторые моменты, связанные с адресацией данных на диске, требуют определенных сведений об этих регистрах. К этим регистрам, в частности, относятся регистр номера устройства и головки, регистры старшего и младшего байтов номера цилиндра и регистр номера сектора, используемые для адресации данных на дисках с АТА интерфейсом.

Принципиально важным при этом оказывается то, что максимальное количество цилиндров, которое может быть указано в контроллере, равно 2^{16} , т.е. 65535, количество секторов – 255 ($2^8 - 1$, так как нулевой номер сектора не используется), а количество головок – 16 (физически у диска головок обычно еще меньше: от двух до десяти, причем указанное в ярлыке на корпусе диска количество головок не является физическим).

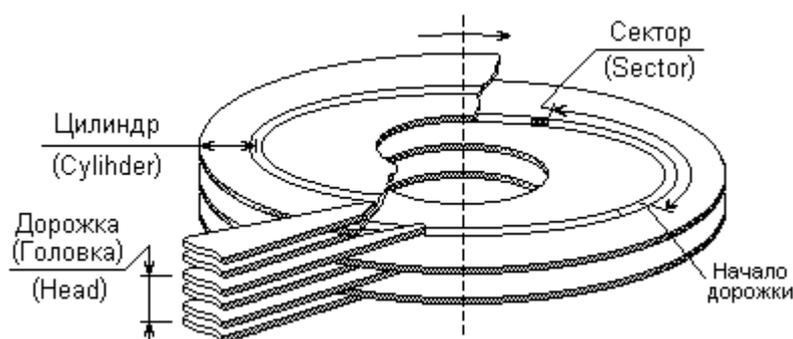


Рис. 30. Положение сектора на диске в физических координатах цилиндр, головка сектор (CHS)

Таким образом, если адресовать данные на диске, задавая местоположение (минимально адресуемой единицы) сектора по номеру цилиндра, номеру дорожки (головки) и номеру сектора на дорожке или, как иначе говорят, в традиционной геометрии CHS (цилиндр–головка–сектор), как показано на рис. 30, то получается, что максимальное количество секторов, которое можно указать на диске, равно $2^{16} \times 2^4 \times (2^8 - 1) = 267386880$. Учитывая, что стандартный размер сектора составляет 512 байт,

максимальная емкость диска при этой схеме адресации может достигать 136902082560 байт, т.е. порядка 128 Гбайт (если считать за Гбайт 2^{30} байтов).

При работе с дисками *персональных* ЭВМ часто используется работающий на уровне физических устройств дисковый сервис, предоставляемый базовой системой ввода-вывода – BIOS, что налагает дополнительные ограничения на CHS-схему адресации. При вызовах функций этого сервиса номер цилиндра имеет разрядность только 10 бит, а номер сектора – только 6 бит, зато номер головки – целых 8 бит,. Из этого следует, что максимальный объем диска, который номинально можно адресовать при этих ограничениях, составит только $2^{10} \times 2^8 \times (2^6 - 1) = 16515072$ секторов или около 8 ГБ. Поэтому некоторые старые ПЭВМ “видели” только 8 ГБ пространства жестких дисков большего объема.

Существовало и еще одно ограничение на объем жесткого диска, возникающее из-за возможности указания контроллеру только 16 головок чтения/записи. Если использовать в качестве максимального количества цилиндров значение 1024, в качестве максимального количества головок – значение 16, а в качестве максимального количества секторов на дорожке – 63, являющиеся наименьшими для параметров пары контроллер – сервис BIOS, то получится всего $2^{10} \times 2^4 \times (2^6 - 1) = 1032192$ сектора, что соответствует объему 528482304 байта, часто называемому барьером 528 Мбайт, хотя “честных” М (2^{20}) байт в нем всего 516.

Форматы CHS-адреса для ATA-контроллера и дискового сервиса BIOS показаны на рис.31.

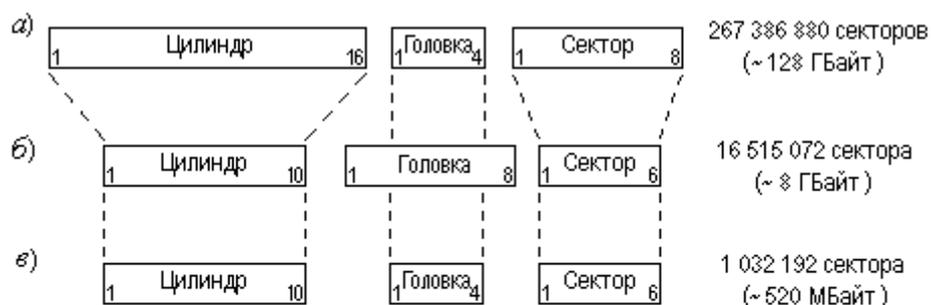


Рис. 31. Форматы CHS адреса для ATA-контроллера (а), для дискового сервиса BIOS (б) и для случая учета ограничений обоих форматов (в)

Обойти имеющиеся ограничения для адресации дисков объемом более 528 Мбайт в обычном дисковом сервисе BIOS (вызываемом по программному прерыванию *Int13h*) можно пересчетом (трансляцией) адреса. При этом есть два пути:

- сохранить CHS-схему, но избыточные разряды номера головки в обращении BIOS использовать для формирования расширенного (свыше 10 разрядов) номера цилиндра;

- перейти на последовательную (линейную) нумерацию секторов, пересчитывая CHS-адрес обращения BIOS в номер сектора по следующему соотношению (*номер цилиндра × количество дорожек в цилиндре + номер дорожки*) × количество секторов на дорожке + номер сектора; причем в этом соотношении количество дорожек в цилиндре равно физическому количеству головок.

Первый способ получил название расширенной CHS-адресации (ECHS – *Extended CHS*), а второй – логической адресации блоков (LBA – *Logical Block Addressing*). Собственно трансляция выполняется самой BIOS, причем обычно можно выбрать желаемый способ, конечно, если контроллер диска поддерживает LBA-схему. АТА-контроллеры дисков, кроме самых старых, предоставляют такую возможность и используют для указания логических адресов блоков (секторов) все 28 разрядов (16 разрядов от номера цилиндра + 4 от номера головки + 8 от номера сектора), что, как отмечалось выше, позволяет адресовать диск объемом до 128 Гбайт.

Указывая способ трансляции адреса в BIOS, надо учитывать, что для ECHS-схемы существуют различные правила трансляции адреса, что может послужить причиной невозможности подключить диск к системе с другим правилом трансляции.

Ограничение традиционного дискового сервиса объемом 8Мбайт привело к появлению расширенного сервиса BIOS, с номерами функций выше 40h, который принципиально позволяет обращаться к дискам с объемом до 2^{64} секторов. Для схемы LBA-адресации предусматривается режим 48-разрядного адреса, позволяющий обойти ограничение объема в 128 Гбайт.

Мощные операционные системы могут использовать для работы с дисками собственные драйверы, не обращаясь к функциям дискового сервиса BIOS и соответственно не подвергаясь его ограничениям.

Интерфейс SerialATA

Интерфейс SerialATA (последовательный ATA) является дальнейшим развитием семейства ATA, для которого последней версией параллельной спецификации стала ATA/ATAPI-6 (часто называемая по величине максимальной скорости передачи ATA/133).

Основные цели, которые преследовали его разработчики, заключались в создании недорогого интерфейса, более высокопроизводительного, чем ATA, полностью с ним программно совместимого, имеющего перспективы развития примерно на десятилетие, обеспечивающего более удобное подключение дисков к компьютеру и большую длину кабеля, а также низковольтного и экономичного в энергопотреблении. Интерфейс SerialATA можно рассматривать и как более дешевую альтернативу интерфейсу SCSI (см. ниже).

С точки зрения логики работы SerialATA совместим со своим параллельным предшественником. Основные различия связаны с его физической реализацией.

Скорость передачи данных по интерфейсу в начальном варианте стандарта составляет 150 Мбайт/с, в перспективе предполагается ее рост до 600 Мбайт/с. Интерфейсный кабель содержит две пары сигнальных проводов и три земляных (экранных) провода, длина его не должна превосходить 1 м. Сигналы по нему передаются в дифференциальной форме. Более тонкий кабель, по замыслу разработчиков, удобнее подключать; он также улучшает условия для вентиляции. Правда, кабель питания имеет 15 линий.

Предполагается возможность горячего подключения и отключения устройств (для этого, в частности, сигнальные контакты разъемов в устройстве короче земляных).

В интерфейсе SerialATA к каждому кабелю подключается только одно устройство, а различения дисков на *Master* и *Slave*, как в параллельном варианте, нет, однако, количество кабелей может оказаться вдвое большим.

Впрочем, при необходимости контроллер интерфейса может эмулировать поведение двух независимых дисков как пары *Master/Slave*.

Интерфейс SCSI

Интерфейс SCSI (*Small Computer System Interface* – интерфейс малых вычислительных систем) появился примерно в то же время, что и АТА. Но в отличие от последнего он предназначался для связи различных устройств, а не только дисков.

Интерфейс SCSI имеет две модификации по разрядности передаваемых данных (в параллельном варианте): “узкую” (*Narrow*) 8-битную и “широкую” (*Wide*) 16-битную. К первой можно подключить до восьми устройств, ко второй – до шестнадцати. Стандарт предусматривает и 32-битный вариант, но на практике он не встречается.

Все подключаемые к шине SCSI устройства, вообще говоря, равноправны и могут выступать как в качестве устройства, запускающего операцию передачи данных (инициализирующего устройства), так и в качестве устройства, к которому обращается инициализатор обмена. Такое устройство называют целевым.

Подключаемые устройства бывают двух типов: контроллер периферийных устройств и хост-адаптер. Устройства первого вида могут управлять работой до восьми логических устройств, хост-адаптер используется для связи шины SCSI с шиной расширения компьютера. Контроллер может быть либо внешним по отношению к устройствам, которыми он управляет, либо встроенным.

За время существования интерфейса SCSI были созданы различные его модификации, различающиеся, в частности, пропускной способностью, которая в начале 2000-х годов достигла 320 Мбайт/с. Помимо упомянутого отличия по разрядности: *Narrow* и *Wide*, по частоте передачи различают обычный и быстрый (*Fast* и *Ultra*) варианты с различными индексами.

Кроме того, известна и спецификация последовательного варианта интерфейса (*Fiber Channel* – (опто)волоконный канал), относимого к этому же семейству.

Электрически параметры интерфейса SCSI (параллельного варианта) также имеют несколько модификаций, различающихся способом передачи сигнала (линейный и дифференциальный) и уровнем используемых напряжений, при допустимой длине шин до 25 метров. Кабели шин могут быть плоскими и круглыми с различным количеством линий и разъемами, имеющими от 25 до 80 контактов.

Выполнение операций обмена по шинам SCSI осуществляется под управлением контроллера инициализирующего устройства и предполагает передачу сообщений, команд и данных (а также информации о состоянии).

Сообщения в основном или указывают на необходимость выполнения каких-либо действий, или информируют об их выполнении. Например, имеются сообщения, служащие для установления связи, разрыва соединения, извещения о завершении команды и др.

Команды указывают на то, какие операции необходимо выполнить: чтение, запись, поиск и другие. Учитывая, что интерфейс SCSI используется для связи различных устройств, все они разделены на несколько типов, в частности, имеется группа устройств прямого доступа, в которую входят жесткие диски, группа CD-ROM, группа устройств последовательного доступа (накопителей на магнитной ленте, стримеров), группа сканеров и др.

Команды могут быть общими для всех устройств, например копирование, чтение из буфера, получение результатов диагностики, или специальными для устройств определенной группы, например запись данных с верификацией или переназначение дефектных блоков для дисков, позиционирование на заданный логический блок для устройств последовательного доступа и др. Причем имеются команды, обязательные для исполнения и не обязательные.

Для установления связи с исполняющим (целевым) устройством инициализатор обменивается с ним сообщениями. После установления связи он посылает целевому устройству команды, в процессе исполнения которых и осуществляются требуемые передачи данных, дополняемые по необходимости сообщениями.

Для адресации данных на дисках (и не только) команды SCSI используют LBA-схему с 32-х разрядными адресами. Это ограничивает емкость используемых дисков величиной порядка 2 Тбайт (2^{41} байт).

Интерфейс SCSI считается более надежным и производительным, чем интерфейс ATA, но и более дорогим, применяемым, как правило, в серверных системах, хотя появление SerialATA усиливает конкуренцию между этими двумя семействами интерфейсов.

Сменные и внешние диски

Интерфейсы, о которых сказано выше, используются, главным образом, для подключения стационарных жестких дисков. Однако для переноса больших объемов информации во многих случаях используются сменные и внешние диски. Они представляют собой обычные жесткие диски, отличающиеся лишь способом подключения к компьютеру.

Сменные диски устанавливаются в специальные салазки (каркас – *rack*), которые позволяют подключать их к интерфейсу ATA, вставляя в специальный каркас, смонтированный в корпусе системного блока и позволяющий подключать диск, не открывая корпуса. Довольно часто на этом каркасе монтируются дополнительные вентиляторы.

В качестве внешних дисков, как правило, используются малогабаритные накопители формата 2,5 дюйма, применяемые в мобильных компьютерах. Они монтируются в специальные корпуса, в которых, кроме самого диска, размещены согласующие схемы, обеспечивающие связь диска с интерфейсом параллельного порта LPT (в старых дисках) или с шиной USB. В последнем случае можно достичь производительности, мало уступающей стационарным дискам.

Дополнительные сведения об устройстве и интерфейсах ЗУ на жестких дисках (а также на оптических дисках и магнитных лентах) даны в [5, 11].

3.2. Запоминающие устройства на оптических дисках

Накопители на оптических дисках являются относительно “молодым” видом запоминающих устройств, разработанных в восьмидесятих годах прошлого столетия. Как и некоторые другие технологические новинки, оптические диски появились в вычислительной технике из другой области: из цифровой звукозаписи. Однако им удалось довольно быстро занять прочное место в общей иерархии памяти ЭВМ (и не только!), в качестве устройств, используемых для долговременного хранения больших объемов информации.

В отличие от жестких дисков, в которых привод и носитель входят в состав одного устройства, оптические диски съемные и являются самостоятельными компонентами, а привод представляет собой отдельное устройство.

3.2.1. Оптические диски

Оптические диски изготавливаются из пластмассы, на поверхность которой наносится отражающий слой. Для записи информации используется различие интенсивности (или фазы) отраженного света, соответствующее нулю и единице данных, возникающее за счет углублений (ямки, *pits*), формируемых в отражающем слое, либо за счет изменения коэффициента отражения света от этого слоя.

В отличие от жесткого диска на большинстве оптических дисков информация размещается не на множестве концентрических дорожек (цилиндров), расположенных с обеих сторон магнитного диска, а на одной спиральной дорожке, расположенной (обычно) с одной стороны оптического диска и начинающейся с его центральной части. Ширина ямок на дорожке 0,5 мкм, шаг спирали – 1,6 мкм, что дает более 22 тысяч витков спирали на диске диаметром 120 мм.

Информация считывается при освещении диска лазерным лучом с длиной волны порядка 0,6 – 0,8 мкм. Ровные поверхности (как ямки, так и их отсутствие) соответствуют нулевым битам, перепады высот (края ямок) – единичным битам (это соответствует методу записи “без возврата к нулю” на

магнитных поверхностях). Протяженность ровной поверхности определяет количество подряд идущих нулей. Минимальная длина ямки (две “1” подряд) составляет порядка 1 мкм. Нетрудно подсчитать, что плотность записи информации в этом случае для обычных оптических дисков составит порядка 0,5 Гбит/кв. дюйм, т.е. примерно в 100 раз меньше, чем у жестких магнитных дисков. Также, как и для жестких дисков, плотность записи зависит от возможности точного позиционирования механизмов записи/считывания, а также от точности фокусировки светового луча и размера светового пятна, попадающего на отражающую поверхность. Для простых оптических дисков диаметр пятна составляет 0,9 мкм. В перспективных разработках смогли уменьшить размер пятна до 0,1 мкм и менее.

При указанных размерах на диске можно было поместить около 700 Мбайт информации.

Первые оптические диски, параметры которых и приведены выше, получили название компакт-дисков или CD (*Compact Disk*), а поскольку они не допускали записи (изменения хранимой) информации, то их, по аналогии с постоянными ЗУ (*Read-Only Memory*), стали называть CD-ROM, хотя это название точнее отнести к паре диск-привод, считывающий с диска информацию.

В настоящее время используются различные типы оптических дисков, различающиеся:

- по *типу* носителя;
- возможности *смены информации*, записанной на диске;
- *формату* хранения данных;
- *способу записи* и некоторым другим особенностям.

По *типу носителя* различают компакт-диски (CD) и DVD диски (*Digital Versatile Disks* – цифровые универсальные диски). Собственно говоря, DVD можно рассматривать как следующее поколение оптических дисков, обеспечивающее более высокую плотность хранения информации и скорость передачи данных за счет иной организации носителя.

Компакт диски в стандартном варианте допускают запись 650 – 700 Мбайт информации, хотя в лабораторных разработках достигнуты величины на 3 порядка выше.

DVD диски внешне похожи на CD диски и по размерам, и по материалу, из которого изготовлена их основа. Однако они имеют несколько иную организацию. Во-первых, размеры ямок и шаг витков спиральной дорожки DVD в два с лишним раза меньше, чем у CD (шаг витка 0,74 мкм вместо 1,6 мкм, а минимальная длина ямки 0,4 мкм вместо 0,84 мкм). Во-вторых, на DVD дисках информация может быть записана не в один, а в два слоя, да еще и на обе стороны диска, а не на одну, как у компакт-диска. Кроме того, в DVD дисках применяют иное кодирование. Все перечисленное позволяет записывать на стандартные DVD до 17 Гбайт данных.

Таким образом, DVD диски имеют несколько разновидностей. Первоначально они ориентировались на видео рынок, и даже буква V в их названии означала *Video*.

Кроме этих двух основных типов существуют также оптические диски с прямым доступом, но они значительно менее распространены.

По *возможности смены хранимой информации*, будучи по своей природе функциональными “родственниками” постоянных ЗУ, оптические диски также разделяются на *прессованные*, с *однократной* записью (записываемые – *Recordable* или R) и *перезаписываемые* (*Rewritable* или RW, хотя есть и иные аббревиатуры). Нетрудно заметить полную аналогию с тремя видами полупроводниковых ПЗУ: программируемыми изготовителем, с однократным программированием и перепрограммируемыми (ср. п. 2.4.1.).

Прессованные компакт-диски изготавливаются на заводах, обычно большими тиражами, что обеспечивает низкую их себестоимость. Они имеют самый простой носитель, состоящий из трех слоев, показанных на рис. 32:

- пластмассовой (поликарбонатной) основы, на которой отштампована спиральная дорожка с ямками, несущая записанную информацию,
- отражающего слоя алюминиевой металлизации,
- слоя лака, защищающего отражающий слой от царапин и пыли, на который может быть нанесено полиграфическое оформление диска.

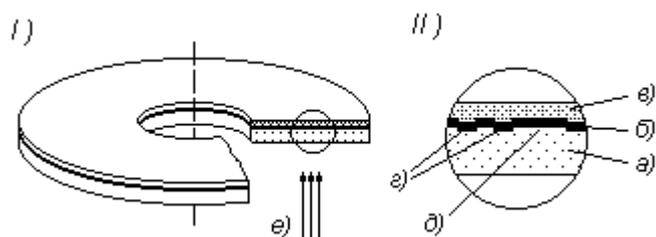


Рис. 32. Прессованный компакт-диск (I) и его сечение (II):
 а) поликарбонатная основа, б) отражающий слой,
 в) защитный слой лака, з) витки спиральной дорожки с ямками в месте сечения, д) виток спиральной дорожки без ямки в месте сечения, е) направление считывающего луча лазера.

Технология изготовления компакт-дисков в чем-то схожа с технологией изготовления грампластинок, но только более прецизионна и сложна. Сначала изготавливается так называемый *мастер-диск*. На стеклянную основу (совпадающую по размерам с конечным диском) наносится фоторезист, на который лазерным лучом “записывается” информация будущего диска, тем самым участки, где должны быть ямки, засвечиваются. Затем фоторезист проявляется в специальном растворе, в результате чего (в отличие от фотопленки) удаляются засвеченные участки и образуется поверхность с ямками, соответствующая той, которая должна быть получена на конечном диске. Стекло используется только как подложка для фоторезиста.

После этого вакуумным напылением на диск наносится слой серебра толщиной в несколько молекул, а затем на этот слой из раствора сульфата никеля электролитически осаждается слой металлического никеля. Отделив этот слой от стеклянного диска с фоторезистом, получают, практически, уже готовую форму (матрицу) для прессования пластмассовых дисков. Правда, непосредственно эту форму не используют, а делают с нее несколько копий пресс-форм, с помощью которых потом и прессуют пластмассовые основы будущих дисков.

После штамповки пластмассовых (поликарбонатных) основ на них наносят металлизацией алюминиевый слой, который затем лакируют. Диск готов.

Прессованные диски можно отличить по белому (алюминиевому) цвету рабочей поверхности.

Диски с однократной записью (компакт-диски такого типа называют CD-R – *recordable* – записываемые) имеют несколько иную технологию изготовления носителя и записи информации. Такой диск состоит уже из четырех слоев, показанных на рис. 33, (I):

- пластмассовой (поликарбонатной) основы;
- записывающего слоя из специального красителя;
- отражающего металлизированного слоя (из золота или серебра, что позволяет уменьшить коррозию этого слоя);
- защитного слоя лака, на который может наноситься полиграфическое оформление диска.

Пластмассовая основа имеет углубления, образующие спиральную дорожку, имеющую такой же шаг – 1,6 мкм, как и у прессованного диска, в местах расположения которой и будет записываться информация. Запись производится тепловым воздействием сфокусированного лазерного луча на красящий слой, в результате чего в местах воздействия лазера слой темнеет (“прожигается”) и при считывании данных отраженный луч в них оказывается слабее, что подобно наличию ямок прессованных дисков в этих местах. Конечно, такой способ дает заметно меньшую интенсивность сигнала, чем в случае прессованного диска (порядка 70 %).

Записываемые диски имеют цвета зеленоватых или синих оттенков, что зависит от материала отражающего слоя и используемого в записывающем слое красителя.

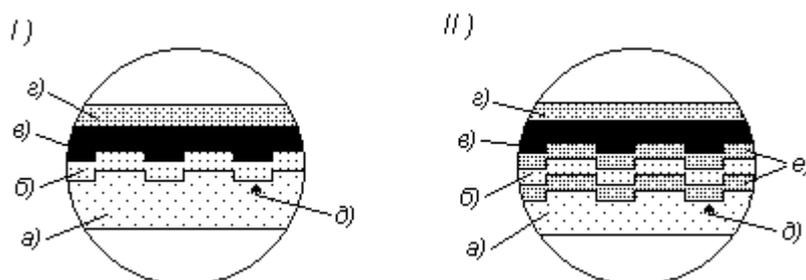


Рис. 33. Сечение записываемых (I) и перезаписываемых (II) компакт-дисков: а) поликарбонатная основа, б) записывающий слой (красителя (I) или композитного материала (II)), в) отражающий слой, з) защитный слой лака, д) канавки витков спиральной дорожки для записи данных, е) слои диэлектрика

Перезаписываемые диски (*ReWritable* - CD-RW или DVD-RW, правда, последние имеют целый ряд разновидностей) обладают еще более сложной структурой носителя. Они состоят уже чаще всего из шести слоев, показанных на рис. 33, (II):

- пластмассовой (поликарбонатной) основы;
- слоя диэлектрического материала;
- записывающего слоя из специального материала;
- отражающего слоя металлизации;
- еще одного слоя диэлектрического материала;
- защитного слоя лака.

Пластмассовая основа такая же, как и у записываемого диска, с заготовленной спиральной дорожкой. Записывающий слой представляет собой композитный материал (например, смесь серебра, иридия теллура и

антимония), который может изменять свое фазовое состояние, переходя либо в кристаллическую фазу, либо в аморфное состояние. Причем переход в одно или другое состояние происходит при нагреве материала сфокусированным лазерным лучом и последующим охлаждением.

Нагрев до температуры порядка 200°C с последующим охлаждением переводит материал в аморфную фазу (стирание информации), а нагрев до температуры 500–700°C и последующее охлаждение переводят соответствующий участок записывающего слоя в кристаллическое состояние. Области кристаллизации при чтении обеспечивают лучшее отражение считывающего луча лазера, тогда как области, находящиеся в аморфном состоянии, в значительной степени поглощают этот луч.

Диэлектрические слои служат для отвода избытка тепла при записи, а сам лазер должен обеспечивать три режима:

- запись, в котором мощность луча лазера максимальна;
- стирание с меньшей мощностью луча;
- чтение с минимальной мощностью лазерного луча, не позволяющей изменить состояние записывающего слоя.

Однако отраженный луч у CD-RW значительно слабее, чем у записываемых и тем более прессованных дисков. Поэтому не все старые CD-ROM приводы могли их читать.

CD-RW диски можно отличить по сероватому цвету их поверхности.

С точки зрения возможности смены записанной информации DVD диски имеют такие же разновидности, как и компакт-диски, правда, перезаписываемых вариантов этих дисков несколько: DVD-RAM, DVD-RW и DVD+RW.

DVD диски состоят из двух соединенных между собой половинок (“сторон”) толщиной по 0,6 мм каждая. Такое построение диска обусловлено тем, что поликарбонатная основа DVD делается тоньше, чем у CD, в связи с необходимостью считывания сигналов, отражаемых от ямок меньших размеров и от второго слоя, если он используется. Но это дает толщину как раз около 0,6 мм, и такой диск был бы слишком мягким и неудобным в использовании. Поэтому для придания диску жесткости (впрочем, и для

увеличения его информационной емкости) две половинки и соединяют вместе (специальным адгезивным слоем).

Если одна из половинок не используется для хранения информации, то такие диски называют *односторонними*, если же данные хранятся на обеих половинках, то это *двусторонние* диски (схожие в этом отношении с грампластинками). При этом если половинка имеет один слой для хранения (записи) информации, то такой диск называют *однослойным*, а если данные хранятся в двух слоях, то – *двухслойным*. Обычно, если диск двусторонний, то обе половинки имеют одинаковое количество слоев, хотя это и не обязательно.

Конструкции DVD дисков у разных производителей могут несколько отличаться друг от друга, но основные их компоненты одинаковы.

Прессованные DVD в зависимости от типа исполнения (однослойный/двухслойный и односторонний/двухсторонний) состоят из различного количества слоев. Так, показанный на рис. 34, I) односторонний однослойный DVD состоит:

- из пластмассовой (поликарбонатной) основы, на которой отштампована спиральная дорожка с ямками, несущая записанную информацию;
- отражающего слоя;
- защитного слоя лака, покрывающего отражающий слой;

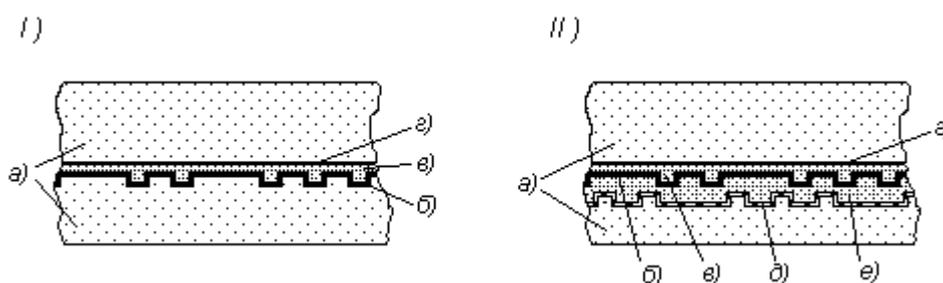


Рис. 34. Сечение односторонних однослойного (I) и двухслойного (II) DVD дисков: а) поликарбонатная основа и дополнительный слой, б) отражающий слой, в) слой лака, г) адгезивный слой, д) полупрозрачный отражающий слой двухслойного диска, е) слой фотополимера, на котором записаны данные второго слоя диска

- соединительного (адгезивного) слоя между двумя половинами диска (этот слой может совмещаться с защитным);

- пластмассового слоя (“второй”, неиспользуемой половинки-стороны), дополняющего диск до стандартной толщины 1,2 мм.

Такой диск позволяет хранить 4,7 Гбайт и называется DVD-5.

На рис. 34, II) показано сечение одностороннего двухслойного DVD, который имеет два слоя, хранящих информацию. В этом случае один (нижний) из отражающих слоев полупрозрачный, поэтому оказывается возможным считывать данные как с этого слоя (δ), так и с расположенного над ним обычного отражающего слоя (β) посредством фокусировки считывающего луча лазера на нужном слое. Причем переключение между слоями оказывается даже быстрее по времени, чем позиционирование на другое место в одном и том же слое.

Правда, для обеспечения считывания из двух слоев плотность записи информации приходится делать несколько меньше. Поэтому односторонний двухслойный диск имеет немного меньший объем, чем два однослойных или двусторонний однослойный диск (8,5 Гбайт и 9,4 Гбайт соответственно).

У двухсторонних дисков верхняя половина идентична нижней.

Штампованные DVD диски часто обозначают как DVD-5, DVD-9, DVD-10, и DVD-18, что примерно соответствует их информационной емкости. Это соответственно односторонний однослойный (SS/SL – *Single Sided, Single Layer*), односторонний двухслойный (SS/DL), двусторонний однослойный (DS/SL) и двусторонний двухслойный (DS/DL – *Double Sided, Dual Layer*). Почти так, как у старых гибких дисков, да и стандарт высокой плотности (HD DVD), при котором на одностороннем диске размещается 15-20 Гбайт, тоже готов к освоению.

Записываемые и перезаписываемые DVD диски организованы аналогично CD дискам, используя в качестве записывающего слоя краситель и материал, изменяющий фазовое состояние соответственно. Эти диски могут быть односторонними и двусторонними, но в основном однослойными, хотя начинают появляться и двухслойные варианты.

3.2.2. Организация данных на оптических дисках

Данные записываются на оптических дисках в различном формате. Эти различия возникли из-за использования оптических дисков в разных областях. При этом почти для каждого из применений первых оптических дисков был даже разработан свой стандарт. Это и привело к наличию довольно большого разнообразия форматов данных, особенно для компакт дисков (CD).

При разработке стандартов для DVD постарались избежать такого положения, что удалось, но только отчасти. И если форматы представления данных на DVD удалось сделать более или менее стандартными, то технологические поиски разработчиков все-таки привели к появлению различных по используемым технологиям и не всегда совместимых друг с другом физическим носителям.

Первый стандарт на компакт-диски, разработанный компаниями *Philips* и *Sony* и появившийся в 1980 году, описывал диски, предназначенные для цифровой записи музыки: CD-DA (*Compact Disk Digital Audio*). Этот стандарт получил у разработчиков название “Красная книга”, хотя имеется и другая его редакция от *International Electronic Commission* – IEC (60)908, и он продолжает пополняться. В нем, в частности, был введен получивший широкое распространение формат оцифровки звука: 16-битное аналого-цифровое преобразование с частотой снятия отсчетов 44,1 кГц.

В этом стандарте были определены:

- спецификация диска, включая его физические параметры, допуски на них и характеристики окружающей среды;
- оптические характеристики;
- допустимые отклонения параметров и частота ошибок;
- системы модуляции сигнала и коррекции ошибок;
- порядок размещения информации и управляющих данных (подканалов) на диске и др.

В 1984 году те же компании разработали стандарт, описывающий компакт-диски, предназначенные специально для хранения данных для ЭВМ. В технологической части (спецификация диска, световых сигналов,

модуляции и коррекции, размещения данных) он основывался на спецификациях “Красной книги”, а структуру и формат хранимых данных определял в виде, более приспособленном для хранения информации в компьютерах. Стандарт стал известен под названием “Желтой книги” (позже появились его версии ISO-10149 и редакция ECMA-130 Европейской ассоциации производителей ЭВМ – *European Computer Manufacturers Association*), а определяемые им диски и стали называть CD-ROM.

Впоследствии появилось еще несколько стандартов-“книг” (зеленая, оранжевая, белая и синяя), описывающих различные диски. В частности, “Оранжевая книга” определяла стандарты магнитооптических дисков (см. п. 3.3.2), записываемых и перезаписываемых дисков CD-R (точнее, они сперва назывались дисками с однократной записью CD-WO – *Write Once*) и CD-RW.

При оптическом считывании количество ошибок достаточно велико. Это потребовало использования сложной схемы представления данных и их кодирования. Причем если при воспроизведении звука необнаруженные или неисправленные ошибки считанных данных приведут лишь к ухудшению качества звучания, то при считывании файлов для ЭВМ недопустимы ошибки даже в одном бите. Поэтому организация хранимых данных для CD-DA и CD-ROM несколько различна.

Данные записываются на диски блоками по 2352 байта, называемые также секторами (как и у жестких дисков), которые и являются минимально адресуемыми единицами информации. Блоки эти состоят из 98 кадров по 24 байта каждый (соответствующих в CD-DA группе из шести 16-разрядных выборок – отсчетов при квантовании (оцифровке) стереофонического звукового сигнала).

В CD-DA байты блока информационные, а у CD-ROM только 2048 или 2336 байтов могут быть информационными (в зависимости от режима), остальные – служебные, которые используются для синхронизации, управления и контроля.

Однако физически на диске эти блоки занимают существенно больше (примерно в 3 - 3,5 раза) места, так как для уменьшения количества ошибок

используют специальные контрольные коды и избыточное кодирование. Это и позволяет получить приемлемую частоту ошибок считывания данных.

Для CD-ROM каждый блок начинается 12-байтовым полем синхронизации (байт 00h, 10 байтов FFh и байт 00h), за которым следуют четыре байта заголовка (адрес и режим), а затем область данных. Если на область данных выделено 2048 байтов, то последние 288 байтов используются для контрольных кодов, в противном случае все 2336 байтов информационные. В CD-DA блок содержит только поле данных.

Каждый кадр блока при записи на диск подвергается серии преобразований: сперва (для CD-ROM), вспомогательному “перемешиванию” – скремблированию битов кода, затем кодированию на логическом уровне специальным помехозащищенным кодом Рида-Соломона (CIRC – *Cross Interleaved Read-Solomon Code*), при котором в кадр вставляется 8 контрольных байтов, кроме того, в начало кадра вставляются 24 бита синхронизации и специальный символ (т.н. субкод восьми (дополнительных) каналов P, Q, ... ,W, предназначенных для управляющих данных), а также по три дополнительных бита между байтами, называемые битами слияния. Далее все байты, кроме битов синхронизации и битов слияния, кодируются специальным кодом, представляющим каждый байт четырнадцатью битами, называемыми в стандарте канальными битами. Таким образом, один кадр, содержащий 24 байта данных, занимает 24 (синхронизация) + 3 (биты слияния) + 14 (код подканалов) + 3 (биты слияния) + (14 + 3) × 32 (байты данных с битами слияния) = 588 бит. Последовательность этих преобразований иллюстрируется также на рис. 35.

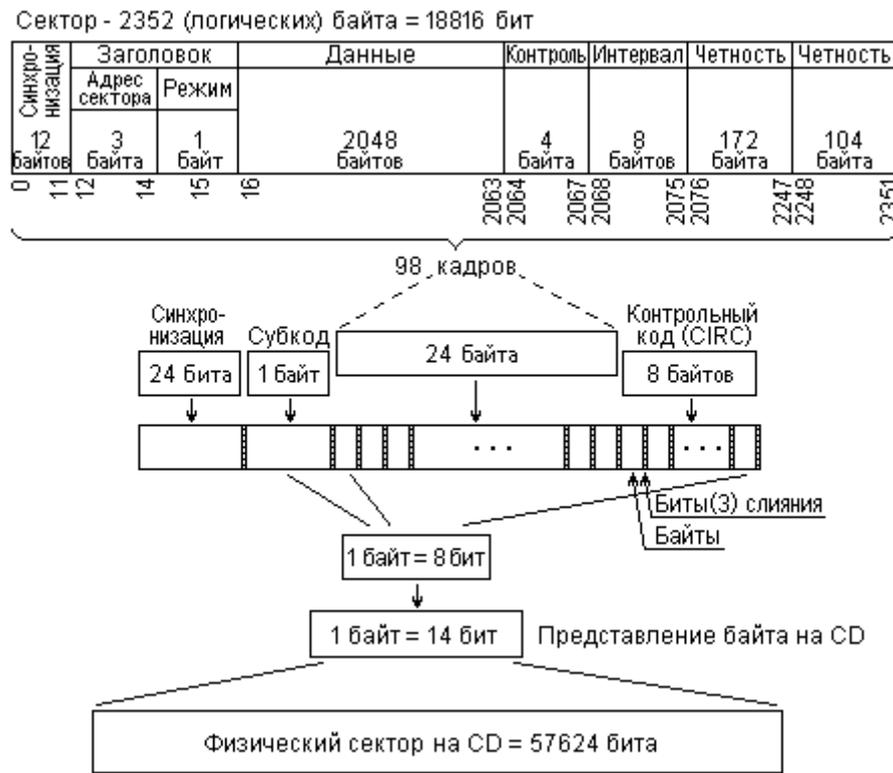


Рис. 35. Представление сектора данных на компакт диске

Формально, избыточность записи можно определить при наиболее полном контроле (т.е. при 2048 байтах информации в секторе) отношением $588 \times 98 / 2048 \times 8 = 57624 / 16384 \approx 3,52$, т.е. физически для записи одного байта информации нужно около 3,5 байтов. Если все байты блока информационные, то избыточность оценивается отношением $588 \times 98 / 2352 \times 8 = 57624 / 18816 \approx 3,06$, т.е. примерно троекратно.

Как отмечалось выше, дорожка для записи у оптического диска одна, спиральная (как у грампластинки – сказалась специализация разработчиков), развертывающаяся по всему диску от его внутренней части к внешнему краю (наоборот, по отношению к грампластинке). Поскольку первые оптические диски CD-DA использовались в звукозаписи, а ее традиционными носителями были грампластинки и магнитофонная лента, на которых записывалось непрерывное звучание в пределах одной композиции и одна последовательность композиций, то адресация в них была организована по времени.

CD-ROM также сохранили эту схему, при которой местоположение сектора указывается в минутах от 0 до 74 (79), секундах (0–59) и $1/75$ долях секунды (или, иначе, номере блока в секунде, так как при нормальном звучании аудио дисков воспроизводится 75 блоков в секунду) от начала воспроизведения соответствующей зоны диска.

Конечно, время, будучи определенной величиной, предполагает некоторую фиксированную скорость считывания, а, как известно, скорости у приводов CD-ROM могут быть различны. Поэтому время задается именно для скорости считывания 75 блоков/с. Этому соответствует скорость передачи данных 176400 байт/с ($75 \text{ блоков/с} \times 98 \text{ кадров} \times 24 \text{ байта}$), которая соответствует частоте квантования 44,1 кГц стереофонического (двухканального) аудио сигнала при 16-битной (2-байтной) точности аналого-цифрового преобразователя ($2 \text{ канала} \times 2 \text{ байта} \times 44100 \text{ Гц}$).

Однако широко распространенная единица измерения скорости записи информации на CD соответствует несколько меньшей величине – 150 Кбайт/с, так как один блок цифровых данных при наличии контрольных кодов в секторе (см. рис. 35) содержит не 2352 байта данных, а только 2048 байтов, что дает $2048 \text{ байтов} \times 75 \text{ блоков/с} = 153600 \text{ байт/с}$ или, при пересчете на $K=1024$, ровно 150 КБайт в секунду.

Ну и, конечно, следует помнить, что реальная скорость считывания с диска в 3-3,5 раза выше, учитывая избыточность записанных данных ($75 \text{ блоков/с} \times 98 \text{ кадров} \times 588 \text{ бит} = 4321800 \text{ бит/с}$, или, приводя к 8-битному байту, 540225 байт/с).

Логически сектора объединяются в информационную дорожку (*трек* – термин из звукозаписи), количество секторов в треке переменное, от 300 секторов. Трек может соответствовать, например, музыкальной композиции на CD-DA или какому-либо файлу (группе файлов) на CD-ROM, причем,

согласно стандарту, он может занимать как часть физической дорожки диска, так и всю ее и даже более чем один диск.

Данные записываются в так называемую информационную область диска (кроме нее в CD с записью имеется еще системная область). Эта область, в свою очередь, делится на три зоны (*areas*): зону ввода (*lead-in*), зону данных (*user data*) и зону вывода (*lead-out*). Располагаются они в названном порядке, начиная от внутренней части диска, как показано на рис. 36.

Зона ввода предназначена для позиционирования считывающей системы на дорожке и синхронизации. В этой зоне ввода имеется только одна информационная дорожка, на которой (в служебной области – канале Q) записывается таблица содержимого диска (ТОС – *Table of Contents*). В ней может быть указано до 99 адресов информационных дорожек (треков).

Зона данных предназначена для собственно хранения данных и может содержать до 99 информационных треков, адресуемых, как указано выше: в минутах, секундах и долях секунды.

Зона вывода завершает зону данных и содержит только один (с записью тишины или нулей) информационный трек.

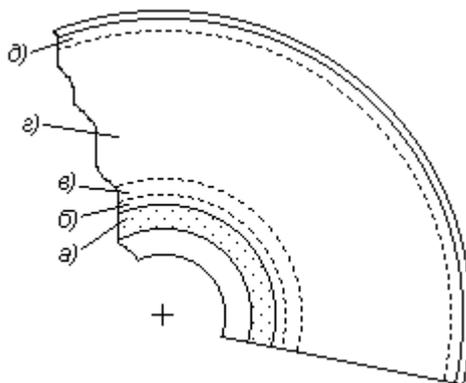


Рис. 36. Расположение основных зон на компакт диске: а) зона калибровки, б) зона памяти программ, (а и б только для записываемых и перезаписываемых дисков) в) зона ввода, г) зона данных пользователя (программная зона), д) зона вывода

Записываемые и перезаписываемые CD, согласно требованиям “Оранжевой книги”, имеют дополнительную область – системную (SUA – *System Use Area*). Эта область расположена в центральной части диска, до начала информационной, и разделяется на две части: зону калибровки

мощности (РСА – *Power Calibration Area*) и зону памяти программ (РМА – *Program Memory Area*).

Первая из них используется при записи для подбора мощности записывающего сигнала лазера и допускает до 99 таких операций, выполняемых при каждой записи. Вторая – служит для записи до 99 номеров треков и адресов их начала и конца, что выполняется по окончании сеанса записи.

Кроме того, зона, эквивалентная зоне данных (*User Data Area*) информационной области CD-ROM, в записываемых дисках называется программной зоной (*Program Area*).

Ряд особенностей организации имеют также многосессионные записываемые диски (*Multisession CD*).

Организация данных на DVD дисках, в целом, аналогична рассмотренным вариантам. Однако для записи данных в них используются другие способы кодирования.

Кроме рассмотренных выше основных типов компакт-дисков CD-DA и CD-ROM, имеются также еще более десятка их разновидностей. Среди них, в частности, диски для хранения изображений – Photo CD, для хранения видеозаписей с MPEG-сжатием – Video CD и Super Video CD, интерактивные диски с разными типами данных CD-I, воспроизводимые специальными проигрывателями, мультимедийные диски CD Plus и другие.

Среди DVD дисков количество различных форматов не столь велико, и, кроме рассмотренных DVD-ROM, DVD-R, имеются три разновидности перезаписываемых дисков DVD-RAM, DVD-RW и DVD+RW, а также DVD-Video и DVD-Audio.

3.2.3. Приводы оптических дисков

Существующие приводы оптических дисков различаются по ряду признаков:

- по выполняемым действиям: чтение, запись, перезапись;
- типу дисков, с которыми они работают: CD, DVD, комбо-приводы, позволяющие работать с дисками разных типов;
- исполнению: внутренние, внешние, портативные;

- способу загрузки диска: с выдвигающимся загрузочным лотком, с щелевой загрузкой и с загрузкой в футляре (*caddy*);
- количеству загружаемых дисков: с одним диском и со сменой нескольких дисков (*disk changer*);
- виду интерфейса: IDE, SCSI, USB (для внешних);
- реализуемым стандартам записи (особенно для DVD дисков) и др. признакам.

Типовой привод состоит из платы электромеханической, оптической и электронной частей.

Электромеханическая часть, в общем аналогичная жестким дискам, имеет некоторые особенности. Она включает в себя двигатель, вращающий шпиндель, систему позиционирования оптической головки (головок при использовании двусторонних дисков) чтения (и записи в записывающих приводах) и систему загрузки дисков.

Кроме того, в отличие от жестких дисков, шпиндель которых вращается с постоянным числом оборотов в минуту (постоянной угловой скоростью), шпиндель привода оптических дисков может вращаться либо с постоянной линейной скоростью (CLV – *constant linear velocity*), либо с постоянной угловой скоростью (CAV – *constant angular velocity*). Для первых приводов компакт-дисков использование режима постоянной линейной скорости было обусловлено очевидным требованием постоянства скорости воспроизведения звуковых записей, хотя это и не совпадает с постоянной угловой скоростью проигрывателей грампластинок, но ведь и звукозапись в них – аналоговая. Причем ясно, что для сохранения постоянной линейной скорости надо, в зависимости от положения оптической головки, менять угловую.

Впоследствии в приводах компакт-дисков стала устанавливаться большая буферная память, что позволяло снять жесткость этого требования, скорости их возросли, но режим сохранился. На постоянную угловую скорость приводы обычно переходят при считывании в центральной зоне, где угловая скорость вращения, при одной и той же линейной, должна быть существенно выше, чем у внешнего края диска.

При поиске нужных данных (или фрагментов аудио записей) диск может вращаться с большей скоростью, чем при считывании. Это предполагает соответствующие динамические характеристики двигателя: малые времена разгона и торможения.

Скорость вращения шпинделя у разных CD-приводов различна. Как отмечалось выше, для Audio CD скорость считывания, соответствующая нормальному воспроизведению звука, составляет 150 Кбайт/с. Эта скорость была принята за единицу измерения скорости передачи данных приводов оптических дисков. Для стандартной плотности записи на CD, при которой на нем размещается порядка 650 Мбайт на 22 тысячах с лишним витков спиральной дорожки, такая скорость передачи достигается при средней скорости вращения шпинделя порядка 250-300 об/мин. Не следует забывать, что диаметры центральных и наружных витков составляют около 25 мм и 115 мм соответственно т.е. различаются более чем в 4 раза). Для высокоскоростных приводов, работающих со скоростями 48x (в 48 раз больше, чем 150 Кбайт/с, т.е. около 7200 Мбайт/с) скорость вращения шпинделя может достигать 12000 об/мин. Шумы и вибрации при таких скоростях очень велики, а сам диск подвергается воздействию очень больших центробежных сил, которые в некоторых случаях приводили к разрыву некачественных дисков. Поэтому скорости приводов и перестали увеличивать, остановившись на 48÷56-кратных.

Скорости вращения шпинделей приводов DVD-дисков при одинаковых скоростях передачи данных ниже, чем у приводов компакт-дисков, так как плотность записи у DVD существенно выше.

Радиальное позиционирование оптической головки (которую часто называют световой иглой – *optical stylus*) чаще производится с помощью двигателя, приводящего в движение каретку с головкой с помощью зубчатой или червячной передачи. Причем большие габариты привода позволяют перемещать головку по радиусу диска, а не поворотом вокруг оси блока головок, как у жесткого диска.

Однако скорость позиционирования у оптических приводов довольно низкая и составляет (с учетом времени поиска сектора) от 100 до 600 мс в зависимости от максимальной скорости вращения шпинделя.

Система загрузки диска, вне зависимости от варианта загрузки (с лотка, щелевая или в футляре), имеет двигатель для перемещения диска внутрь привода или из него (*Eject*). Кроме того, в ней имеется механизм установки диска на шпиндель. В нем обычно после втягивания диска внутрь производится подъем рамы, на которой закреплены шпиндельный двигатель и оптическая система. После этого диск оказывается на подставке, закрепленной на шпинделе, к которой его прижимает расположенная сверху пластмассовая шайба с постоянным магнитом.

В случае пропадания питания освободить оказавшийся в приводе диск можно опустив раму с помощью шпильки или скрепки через маленькое отверстие, имеющееся на лицевой панели привода рядом с кнопкой загрузки/выгрузки диска.

Оптическая часть включает в себя лазерный светодиод, систему фокусировки, фотоприемник и усилитель.

Система фокусировки обеспечивает фокусирование лазерного луча на отражающем слое (в том числе, и в двухслойных DVD дисках) и состоит из пластмассовой линзы, подвижной в направлении, перпендикулярном плоскости диска. Для управления перемещением линзы используется катушка с током в поле постоянного магнита – прием, аналогичный используемому при радиальном позиционировании головок в жестких дисках. Эта система позволяет отслеживать поперечные биения оптического диска даже при относительно высоких скоростях его вращения.

Электронная часть представляет собой контроллер, обеспечивающий управление всеми процессами работы привода и интерфейс с шинами ЭВМ. Как правило, в ней также имеется цифро-аналоговый преобразователь, позволяющий воспроизводить звук, записанный на Audio CD.

3.3. Запоминающие устройства со сменными магнитными носителями

Кроме жестких дисков, а также приводов компакт-дисков и DVD дисков, являющихся наиболее распространенными ЗУ с подвижным

носителем, существует еще достаточно много разновидностей ЗУ этого класса. К самым известным из них относятся гибкие диски, ЗУ на сменных магнитных и магнитооптических дисках и ЗУ на магнитных лентах – стримеры.

3.3.1. Накопители на гибких магнитных дисках

Накопители на гибких магнитных дисках НГМД (FDD – *floppy disk drives*) были разработаны сотрудником фирмы IBM Аланом Шугартом в конце 1960-х годов. Первоначально они использовались как постоянная память, в частности, для хранения микропрограмм, затем появились гибкие диски с возможностью записи. В персональных ЭВМ они устанавливаются, практически, с первых моделей. С тех пор гибкие диски уменьшились в размере, примерно вдвое (с 8 до 3,5 дюймов), а емкость их возросла, примерно в 30 раз (со 100 Кбайт до 2,88 Мбайт), что совсем немного для такого длительного периода.

Гибкий диск (дискета) по размещению информации на нем схож с жестким диском: у 3,5 дюймовой дискеты (диаметром около 85 мм) имеется по 80 концентрических дорожек с обеих сторон, на которых могут быть записаны по 9, 18 или 36 секторов размером 512 байтов каждый (что дает соответственно емкость дискеты 720 Кбайт, 1,44 Мбайт и 2,88 Мбайт). Наиболее распространенным вариантом являются дискеты емкостью 1,44 Мбайт. Их можно разметить и иным способом, например увеличив число секторов до 20 (что позволяет сделать известный драйвер 800.com), однако это, как правило, приводит к снижению надежности считывания.

В принципе, контроллеры гибких дисков позволяют также изменять размер и нумерацию секторов и количество используемых дорожек.

Начало дорожки на дискетах отмечается специальным индексным отверстием. У старых (5-дюймовых) дискет это отверстие было сделано непосредственно в диске и его футляре, у 3,5-дюймовых оно расположено в металлической вставке, занимающей центральную часть гибкого диска.

Кроме 3,5-дюймовых дискет, существовали 8- и 5-дюймовые дискеты различной емкости, имевшие различную плотность записи, количество

дорожек, в том числе, с записью только на одной стороне диска, но в настоящее время они уже давно не используются.

Привод накопителя на гибких магнитных дисках включает в себя электромеханическую часть с блоком головок чтения/записи и электронную часть.

Электромеханическая часть включает в себя шпиндельный двигатель, привод позиционирования головок чтения/записи и систему загрузки дискеты.

Шпиндельный двигатель низкооборотный: гибкий диск вращается с постоянной (после разгона) угловой скоростью 300-360 об/мин. Стабильность скорости вращения поддерживается следящей системой.

Привод позиционирования головок построен на основе шагового двигателя, перемещающего головки на нужный цилиндр при повороте вала двигателя на заданный угол, посредством подачи на него соответствующего количества импульсов. Обратной связи при этом не предусмотрено и погрешность позиционирования определяется механикой привода. При ее износе и температурных изменениях размеров погрешности растут, и дискета может “не читаться”.

После перемещения головок проверяется адресный маркер дорожки и, если он не совпадает с требуемым, позиционирование повторяется посредством возврата на нулевую дорожку и последующей подачи необходимого количества импульсов на шаговый двигатель. Для определения выхода на нулевую дорожку в накопителе имеется специальный датчик. Положение нулевой дорожки можно подстраивать поворотом шагового двигателя.

Сами головки чтения/записи более простые, чем у жестких дисков, так как плотность записи информации в НГМД значительно ниже (135 дорожек на дюйм, а не несколько десятков тысяч). Они представляют собой обычные электромагнитные головки, осуществляющие чтение и запись при непосредственном контакте с дискетой, что возможно в связи с малой скоростью ее вращения. Однако такой способ, будучи более простым в реализации, менее надежен и приводит к более быстрому износу дискет и головок.

Для уменьшения взаимного влияния верхняя и нижняя головки несколько смещены относительно друг друга по радиусу. Нижняя головка имеет номер 0, верхняя – 1.

В наиболее распространенных 3,5-дюймовых накопителях при загрузке дискеты она вставляется в металлическую рамку внутри накопителя. В конце движения вовнутрь рамка с дискетой резко опускается вниз, приводя ее в контакт с магнитной пластиной шпинделя, удерживающей центральную металлическую пластинку дискеты, и нижней головкой. Сверху прижимается вторая головка. Кроме того, от усилия вставления дискеты взводится пружинный механизм, выталкивающий ее при извлечении из накопителя.

Электронная часть НГМД содержит схемы управления двигателями, усилители сигналов для головок чтения/записи и дополнительные формирователи сигналов датчиков. В отличие от накопителей на жестких дисках контроллер в электронику, установленную непосредственно в НГМД, не входит.

Интерфейс накопителей на гибких дисках достаточно прост. Он включает в себя сигналы управления шпиндельным двигателем и шаговым двигателем перемещения головок, линии данных считывания и записи (однобитные) и некоторые вспомогательные сигналы (в том числе, “защита записи”, “индекс начала дорожки”, “нулевая дорожка”, “выбор стороны диска”, “смена диска”).

В персональных ЭВМ НГМД подключается 34-проводным кабелем (шлейфом), который можно использовать для двух дисководов. Все провода этого кабеля с нечетными номерами – земля. Физически сигналы по линиям передаются стандартными уровнями ТТЛ.

Контроллер накопителей на гибких магнитных дисках внешний. В ПЭВМ он располагается в одной из микросхем чипсета (в южном мосте, или контроллере ввода-вывода). Для передачи данных контроллер обычно использует режим прямого доступа к памяти.

Время обращения к НГМД, обычно не является критическим параметром. Оценить его величину можно зная скорость вращения шпинделя и емкость дорожки. При скорости вращения 300 об/мин и емкости дорожки 9 Кбайт (18 секторов по 512 байт) скорость передачи данных составляет примерно 50 Кбайт/с. Время перемещения головок на один шаг имеет тот же порядок, что и для жестких дисков (2 мс и выше для более старых накопителей). Соответственно перемещение между крайними цилиндрами займет уже в 4-5 раз больше времени. Кроме того, следует принять в расчет еще и время успокоения головок после позиционирования (порядка 15 мс).

3.3.2. Запоминающие устройства со сменными магнитными и магнитооптическими дисками

Малая емкость накопителей на гибких магнитных дисках стимулировала разработки по созданию более емких устройств со сменными магнитными носителями.

Однако судьба их оказалась в чем-то схожа с ЗУ на тонких магнитных пленках и цилиндрических магнитных доменах, которые, в свое время, развивая технологические или физические принципы непосредственно предшествующих им технологий ЗУ, оказались вытесненными с приходом на рынок памяти новых технологий: флэш-памяти и перезаписываемых оптических дисков.

Эти работы велись в несколько различных направлениях, предполагая использование сменных носителей типа:

- гибких магнитных дисков с повышенной плотностью записи;
- жестких магнитных дисков;
- дисков с иной (магнитооптической) технологией записи данных.

Гибкие магнитные диски большой емкости были реализованы различными способами, но так или иначе в них, в отличие от обычных НГМД, система позиционирования головок не является разомкнутой, а имеет обратную связь. Известны следующие основные разновидности этих устройств:

- диски Бернулли;
- накопители *Zip* той же фирмы *Imega*;
- накопители LS-120.

Диски Бернулли были разработаны фирмой *Imega* и появились в 1983 году. Они представляют собой гибкие диски, помещенные в жесткий футляр. Диск вращается с высокой скоростью (более 3500 об/мин), а создаваемый при этом воздушный поток изгибает его, в соответствии с эффектом Бернулли, поджимая к головке чтения/записи. Однако диск не соприкасается с головкой, а между ними остается тонкий (около 50 мкм) воздушный слой, подобно тому, как это имеет место в жестких дисках. Требуемому направлению воздушного потока способствует неподвижная пластина, размещенная внутри футляра определенным образом. Но при неподвижной головке наличие загрязнений на поверхности диска или механические удары не приводят к их соприкосновению (как это произошло бы в жестком диске), напротив, эффект Бернулли нарушается и диск отходит от головки. Поэтому сохранность запоминающей среды и надежность таких дисков являлись очень высокими.

Диски имели емкость от 10 до 230 Мб и выпускались в 8- и 5-дюймовом форматах. В настоящее время не производятся.

Накопители *Zip* были представлены фирмой *Imega* в 1994 году в качестве следующей альтернативы традиционным накопителям на гибких магнитных дисках. В принципе, их можно отнести к 3,5-дюймовой разновидности дисков Бернулли. Однако в этих накопителях именно головки чтения/записи удерживаются воздушным потоком над вращающимся диском, аналогично жесткому диску. И хотя эти диски оказались дешевле своих предшественников, надежность их была ниже.

Гибкие диски, используемые в этом накопителе, также помещены в пластмассовый футляр – картридж, габариты которого близки к габаритам 3,5-дюймовой дискеты, несколько превосходя ее по толщине.

В *Zip* накопителе плотность записи информации повышается, по сравнению с обычными гибкими дисками, за счет применения системы позиционирования, схожей по организации с жесткими дисками. Здесь также на диске записаны серводорожки, с помощью которых и производится установка головок чтения/записи. Также, как и в жестких дисках, передвижение блока головок производится с помощью катушки,

перемещающейся в магнитном поле при протекании по ней электрического тока. Только это движение, в отличие от жестких дисков, происходит линейно, строго по радиусу дискеты.

Скорость вращения шпинделя составляет до 3600 об/мин, а время его разгона и останова – 3 с. Емкость дисков до 750 Мбайт, среднее время доступа 29 мс, скорость передачи данных до 7,5 Мбайт/с.

Поскольку картридж, используемый в *Zip* накопителе, не является герметичным, надежность работы этого ЗУ существенно ниже, чем у жестких дисков, а износ дискет выше.

Совместимости с обычными гибкими дисками этот тип накопителей не обеспечивает.

В накопителях LS-120 (*Laser Servo*) используется несколько иной путь повышения точности позиционирования головок (а, следовательно, и плотности записи): применение оптической системы.

На поверхности диска лучом лазера нанесены отражающие (серво) дорожки, за которыми следит лазерная головка. Это позволило повысить плотность записи со 135 дорожек на дюйм у обычных гибких дисков до 2490 (получив примерно по 1700 дорожек на каждой стороне дискеты) и увеличить емкость дискеты до 120 Мбайт. Иногда их называют гибкими магнитооптическими дисками, однако это не относится к используемому принципу записи информации, который остается чисто магнитным.

Накопители LS-120 совместимы с обычными 3,5-дюймовыми дискетами за счет использования комбинированной двухэлементной головки чтения/записи.

Скорость вращения диска составляет 720 об/мин, среднее время поиска – 65 мс, время перехода с дорожки на дорожку – 6 мс, скорость передачи данных не превышает 600 Кбайт/с.

Сменные жесткие магнитные диски были разработаны фирмой *SyQuest*, а выпуск их был налажен также и рядом других фирм.

В накопителях этого типа жесткие диски (одна или две стандартных пластины) размещаются в герметичном картридже вместе с головками чтения/записи. Это позволяет приблизить их параметры к параметрам

жестких дисков: емкость до 540 Мбайт, скорость вращения шпинделя 3600 об/мин, время доступа 12 мс, скорость передачи данных более 10 Мбайт/с (для интерфейса SCSI), – однако оказывается достаточно дорогим решением.

Накопители со сменными жесткими дисками под маркой *Jaz* выпускает также и фирма *Imega*. В этих накопителях в картридже находится только жесткий диск, закрытый пылезащитной шторкой, которая сдвигается, когда картридж с диском вставляется в накопитель. Головки чтения/записи, аналогичные головкам жесткого диска, находятся в самом накопителе.

Емкость такого диска достигает 2 Гбайт, скорость передачи данных до 8 Мбайт/с, время поиска – 12 мс.

В *магнитооптических дисках* для записи и чтения информации, как следует из их названия, используются не только магнитные, но и оптические свойства носителей.

Запись информации производится при воздействии магнитного поля на участок носителя, разогреваемый лазерным лучом до критической температуры точки Кюри, поэтому в обычном состоянии обеспечивается высокая надежность хранения информации.

При чтении данных используют магнитооптический эффект Керра, заключающийся в изменении поляризации плоско поляризованного светового луча при отражении его от поверхности, обладающей магнитными свойствами (подобный эффект, но для проходящего луча, использовался и в упоминаемых выше ЗУ на тонких магнитных пленках).

Привод магнитооптического диска аналогичен приводам других типов дисков. Магнитный слой на диске размещается под прозрачным слоем пластмассы толщиной около миллиметра. Головка чтения/записи, вместе с лазером и оптической системой, находится на расстоянии порядка 1 мм от поверхности диска, что обеспечивает высокую надежность этого накопителя.

Магнитооптические диски (МОД) выпускаются 5- и 3,5-дюймового размера и имеют емкость до 4,5 Мбайт, среднее время доступа (поиск + время подвода сектора) порядка 30-40 мс, скорость передачи данных порядка 5 Мбайт/с.

Кроме перечисленных типов накопителей имеются еще несколько разновидностей дисковых накопителей со сменными магнитными или магнитооптическими носителями.

Однако, несмотря на отлаженные технологии рассмотренных накопителей, их уже или вытеснили, или постепенно вытесняют оптические и “твердотельные” (флэш) диски.

3.3.3. Накопители на магнитных лентах

Накопители на магнитных лентах (НМЛ) являются одним из наиболее давно используемых в качестве массовой памяти типом устройств. Первые такие накопители имелись уже в ЭВМ пятидесятых годов прошлого столетия. Технология для них также, как и впоследствии для CD-ROM, была “подготовлена” звукозаписывающей техникой.

Основными достоинствами НМЛ были большая емкость и невысокая стоимость носителя информации: магнитной ленты (сначала бобины, кассеты, а затем картриджа). Основным недостатком – последовательный доступ к данным, требующий большого времени.

За время своего существования НМЛ только на начальных этапах успешно конкурировали со своими ближайшими “родственниками”: магнитными барабанами, которых им удалось пережить, и магнитными дисками, которые заняли ведущую роль примерно с начала 1960-х годов, оставив для НМЛ лишь роль систем архивного хранения данных.

Тем не менее, даже несмотря на появление оптических дисков, НМЛ достаточно прочно удерживают свои позиции в качестве устройств резервного копирования больших объемов данных в секторе корпоративных решений.

В своей современной версии НМЛ более известны под названием стримеры (транслитерация английского *streamer*, происходящего от слова “поток”). В этом своем виде они многое позаимствовали от кассетных аудио- и видеомagneтофонов. Существует несколько разновидностей стримеров, различающихся размером используемых магнитных лент и особенностями размещения информации на них.

Два основных варианта записи на ленту с дорожками:

- продольными, расположенными параллельно краю магнитной ленты и проходящими по всей ее длине (как у обычных магнитофонов);

- спиральными (точнее, наклонными), проходящими по диагонали от одного края ленты к другому, которые получаются при использовании головок записи, вращающихся (со скоростью 2000 об/мин) вокруг оси, наклоненной под некоторым углом (порядка 5°) к перпендикуляру к направлению движения ленты (как в видеомагнитофонах).

Два этих варианта схематически показаны на рис. 37. Второму случаю хотя и соответствует меньшая скорость движения самой ленты (всего 2,5 см/с), но тем не менее износ ленты и головок выше, вследствие большей площади контакта ленты с вращающейся головкой.

В случае продольных дорожек запись и чтение обычно осуществляются в двух направлениях движения ленты, как в кассетном магнитофоне.

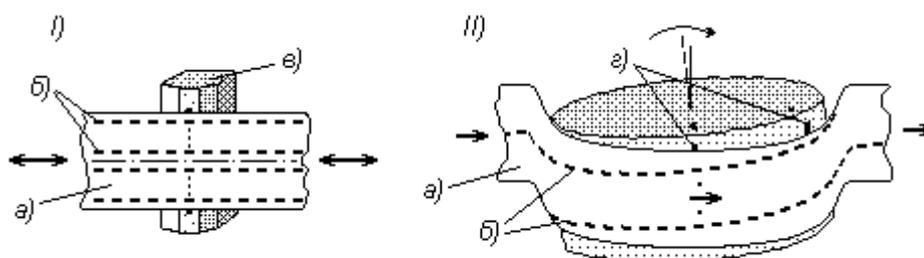


Рис. 37. Продольное I) и спиральное II) расположение дорожек на магнитной ленте стримеров: а) магнитная лента, б) дорожки, в) фиксированная магнитная головка, г) вращающиеся магнитные головки

Как правило, стример включает в себя лентопротяжный механизм, в простейшем случае аналогичный используемым в аудио- и видеомагнитофонах, головки чтения/записи, механизм загрузки ленты и контроллер. Магнитная лента помещена в картридж, подобный используемым в (видео) магнитофонах кассетам. Однако такая конструкция, в особенности при использовании записи по спиральным дорожкам, как правило, приводит к сильному натяжению и высокому износу ленты, что ухудшает характеристики надежности накопителя.

Поэтому в качественных системах используют более сложные лентопротяжные механизмы, например с роликовыми направляющими,

ведущими ленту по противоположной магнитному слою стороне, а также применяют специальную магнитную ленту и конструкции картриджей.

Основные проблемы, на которых концентрируются разработчики стримеров, связаны с повышением емкости носителей, скорости записи и передачи данных, надежности хранения и считывания данных, уменьшением времени поиска и износа ленты.

При этом при создании НМЛ часто используют технологические приемы, характерные и для других видов памяти с подвижными магнитными носителями.

В частности, для повышения плотности расположения дорожек могут использоваться серводорожки и следящие системы, как и в накопителях на жестких дисках, что позволяет разместить до 200 дорожек на ленте шириной 8 мм.

Ускорения записи и считывания достигают улучшением характеристик магнитных головок и магнитной ленты, записью и чтением одновременно по нескольким дорожкам, использованием внутренних буферов и сжатием данных при их записи.

Для ускорения поиска в некоторых накопителях картриджи с лентой оснащаются внутренним ЗУ, в котором записывается некоторый аналог таблицы размещения файлов.

Для повышения надежности хранения данных используются контрольные и корректирующие коды, в частности циклические коды и коды Рида-Соломона.

Характеристики НМЛ могут существенно различаться в зависимости от их конструкции и технологии записи. Так, емкости стримеров варьируются в широких пределах, достигая 600 Гбайт, скорости передачи у лучших НМЛ сравнимы с жесткими дисками, составляя до 60 Мбайт/с, время поиска (доступа) в некоторых моделях составляет до 10 секунд (при среднем – порядка 80-100 с).

На основе стримеров строятся также специальные автоматизированные библиотеки, в которых обеспечена возможность хранения многих

картриджей с лентой и автоматической установки и замены их в накопителях. Причем в сложных системах может использоваться до нескольких сотен накопителей и храниться несколько тысяч картриджей.

Кроме того, на базе НМЛ организуются массивы, аналогичные RAID-массивам жестких дисков (см. п.4.2.3). Производители НМЛ декларируют при этом возможность повышения пропускной способности такой системы в соответствующее количеству используемых накопителей раз.

Глава 4. Методы оценки характеристик и повышения производительности памяти

В данной главе рассматриваются отдельные вопросы, связанные с оценкой характеристик запоминающих устройств или систем памяти, а также некоторые аппаратные способы (допускающие в некоторых случаях программную реализацию), обеспечивающие повышение пропускной способности отдельных ступеней памяти: кэширование памяти, управление последовательностью обслуживания запросов и организация дисковых массивов.

4.1. Методы оценки временных характеристик ЗУ

Для решения задач исследования систем памяти, анализа их характеристик используют тот же спектр методов, который применяется и к ЭВМ в целом. Эти методы разделяются на два больших класса: *экспериментальные* и *теоретические*. К первым относятся различные тестовые и измерительные программы, ко вторым – различные математические модели, связанные с применением аналитических и численных методов и методов статистического (имитационного) моделирования.

Обе группы методов, как правило, предназначены для получения оценок временных характеристик и производительности системы памяти, а также изучения влияния на эти характеристики различных параметров системы.

4.1.1. Экспериментальные методы оценки

Экспериментальные методы широко используются не только для оценки производительности ЭВМ и систем и, в частности, для оценки их памяти.

Суть экспериментальных методов сводится к измерению той или иной характеристики действующей ЭВМ при выполнении на ней какой-либо работы (решении задачи или набора задач). Эти методы позволяют получить непосредственные значения интересующих величин с относительно малыми затратами, так как время измерения обычно невелико (от нескольких секунд до нескольких часов).

Используя экспериментальные методы, следует учитывать, что процесс вычислений на ЭВМ имеет скорее стохастический, чем детерминированный характер (в отдельной ЭВМ – это псевдослучайный процесс, а в сервере, обслуживающем различных клиентов – уже чисто случайный) и получаемые результаты измерений представляют собой либо отдельные реализации случайной величины, либо некоторые усредненные значения.

Поэтому, при относительной простоте и дешевизне этих методов, точность полученных оценок будет определяться

- во-первых, степенью приближенности выполняемой при измерениях вычислительной работы к реальной нагрузке ЭВМ при ее эксплуатации или, как иначе говорят, репрезентативностью измерительной нагрузки;

- а во-вторых, количеством реализаций (прогонов) выполняемой задачи или теста, по которому производится усреднение оценки.

С точки зрения характера вычислительной нагрузки, используемой для измерения интересующих характеристик, можно избрать один из следующих подходов: а) использовать в качестве такой нагрузки реальную задачу, которая будет решаться на ЭВМ; б) написать собственную программу, характер операций в которой близок к желаемому; в) использовать некоторую стандартную задачу или тестовую программу. Каждый из этих путей имеет свои достоинства и недостатки.

В первом случае выполняемая ЭВМ работа наиболее близка к действительной, однако, во-первых, довольно редко предполагается использовать ЭВМ для одной задачи или узкого круга задач, а во-вторых, необходимо каким-либо образом измерить интересующую характеристику в процессе решения задачи. Это может потребовать значительных усилий или быть вообще нереализуемо. Ведь если речь идет о готовой (купленной) программе и измеряться должно не общее время ее решения, а, например,

время выполнения операций по обмену данными с жестким диском, то выполнение соответствующих измерений может оказаться невыполнимым или неоправданно дорогим.

Написание собственной измерительной программы представляется целесообразным только в тех случаях, когда это либо имеет некоторые очевидные преимущества перед существующими, в частности возможность получения каких-нибудь специальных характеристик, либо особенности вычислительных процессов, для которых требуется провести измерения, настолько специфичны, что имеющиеся программы не отображают их адекватно. Кроме того, написание подобных программ обычно предполагает достаточно высокую квалификацию программиста, его умение программировать на низком уровне.

Стандартные тестовые программы (более точно название программы для оценки производительности, или *benchmark programs/utilities*, так как тестирование обычно предполагает просто проверку работоспособности) являются наиболее распространенным вариантом получения характеристик производительности для типовых применений ЭВМ, в особенности для сравнения различных моделей ЭВМ одного класса или близких классов. В частности, такие программы широко используются для оценки характеристик ПЭВМ. Однако общий характер таких программ делает их оценки не слишком близкими к конкретной ситуации. При этом возможны следующие разновидности таких программ:

- программы, оценивающие временные характеристики *отдельно взятых устройств памяти*, чаще всего, кэш-памяти, оперативной памяти и жестких дисков на основе измерения времени передачи блоков данных различной длины (например, *SiSoft SANDRA*, *Speed System Test*, *Dr. Hardware* и др.). Эти программы часто дают и общие индексы производительности для процессора с памятью;

- программы, оценивающие характеристики всей системы в целом для различных типов задач и показывающие относительные индексы производительности памяти (например, *ZIFF Davis WinBench*, *3DMark*, *SYSmark* и др.). Причем такие программы могут быть либо предлагать на выбор несколько различных классов задач для оценки: дисковые

приложения, графику, мультимедийные и игровые пакеты, либо быть узконаправленными, проводящими оценку только для одного типа задач.

Основной особенностью всех программ оценки производительности является то, что сравнение различных аппаратных конфигураций (системы памяти, ЭВМ в целом) можно производить только на одной и той же программе. Это вызвано тем, что даже если программа определяет абсолютные значения характеристик, эти значения для различных программ, как правило, не совпадают, причем это несовпадение может быть весьма существенным.

4.1.2. Теоретические методы оценки

В тех случаях, когда экспериментальные методы оценки характеристик системы памяти либо не дают необходимых результатов, либо, вообще, не могут быть использованы по какой-нибудь причине, например, на этапе разработки архитектуры памяти ЭВМ, применяют различные теоретические методы. Поскольку, как отмечалось, процесс функционирования ЭВМ имеет (квази) стохастический характер, то и модели, используемые для оценки характеристик систем памяти в основном вероятностные.

Одними из наиболее часто используемых моделей являются модели теории массового обслуживания (в англоязычной литературе – теории очередей). Ключевыми понятиями, используемыми в этих моделях, являются *поток запросов* на обслуживание (заявок) и *обслуживающий прибор* [7].

Поток запросов на обслуживание характеризуется интенсивностью обращений λ , являющейся обратной величиной к математическому ожиданию \bar{t}_r интервала времени t_r между поступлением соседних запросов, который, в свою очередь, представляет собой случайную величину с заданным законом распределения.

Процесс обслуживания запросов в обслуживающем приборе также считается случайным процессом и характеризуется законом распределения времени обслуживания t_s и его математическим ожиданием \bar{t}_s , обратную

величину к которому называют средним темпом (интенсивностью) обслуживания и обозначают μ .

При представлении системы памяти в виде системы массового обслуживания (СМО) отдельным ЗУ, контроллерам памяти и различных устройств, процессору, а при необходимости и трактам передачи (шинам) сопоставляются обслуживающие приборы, а обращениям к ЗУ, контроллерам, заявкам на циклы передачи по шинам – запросы на обслуживание. Сама модель при этом представляется взаимосвязанной совокупностью обслуживающих приборов – устройств ЭВМ, связи между которыми соответствуют запросам на обращения, передачи и др. На рис. 38 приведена одна из возможных моделей СМО для ПЭВМ, в которой в качестве обслуживающих приборов рассматриваются видеоадаптер, процессор, южный мост (контроллер ввода-вывода) и оперативная память (с контроллером памяти или системной шины). Запросы на обслуживание поступают в видеоадаптер (вывод новых изображений), процессор (выполнение новых задач или процессов) и контроллер ввода-вывода (передача данных для жестких дисков, CD-ROM, сетевых карт и пр.). При этом запросы могут поступать быстрее, чем их успевают обслужить

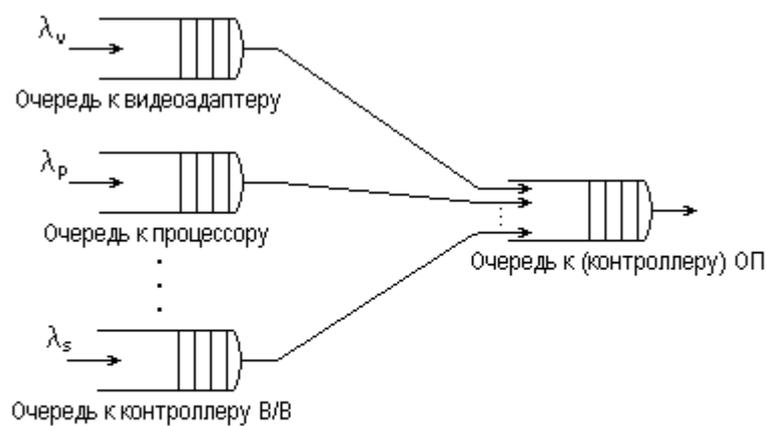


Рис. 38. Модель основных блоков ПЭВМ в виде системы массового обслуживания

соответствующие узлы, которым для обслуживания требуется также участие оперативной памяти. Поэтому к обслуживающим приборам могут образовываться очереди, а сами они формируют запросы на обслуживание к оперативной памяти, которые также образуют очередь к ней на обслуживание. Причем системы, в которых одни обслуживающие приборы формируют запросы к другим, называют *многофазными* СМО.

В теории массового обслуживания исследовано поведение моделей различных СМО для разных потоков запросов, законов распределения времени обслуживания и различных дисциплин обслуживания (с приоритетами, фиксированным временем пребывания в очереди и др.). Для ряда случаев получены аналитические решения и соответствующие формулы для вычисления среднего времени пребывания запроса в системе, среднего времени его ожидания в очереди, среднего количества запросов в очереди и других аналогичных характеристик, в частности дисперсий названных величин.

Однако получение аналитических решений сопряжено с определенными математическими трудностями и выполнено лишь для ряда случаев, зачастую с принятием упрощающих предположений. Наиболее полные результаты получаются при следующих предположениях:

- простейший (пуассоновский) [7] поток запросов на обслуживание;
- экспоненциальный закон распределения времени обслуживания в обслуживающих приборах;
- предположение о независимости Л.Клейнрока [6] для многофазных СМО, смысл которого сводится к отсутствию влияния обслуживающего прибора на характер закона распределения запросов на его выходе.

Это довольно сильные предположения, которые не всегда оправдываются на практике. Поэтому обычно их можно использовать для получения достаточно приблизительных оценок.

Для некоторых других законов распределения также получены определенные результаты, в частности для гиперэкспоненциального распределения времени обслуживания, которое более точно отображает, например, характер процессов обслуживания обращений к жесткому диску.

Одним из наиболее значимых для практики результатов, полученных с помощью таких моделей, можно считать тот факт, что при загрузках систем (обозначаемых через $\rho = \lambda/\mu$) более 0,8 – 0,85 имеет место резкий рост задержек в системе. Поэтому, планируя структуру и состав системы памяти, следует стараться обеспечить резерв пропускной способности трактов передачи данных и запоминающих устройств.

Однако, если принятые упрощения неадекватно отображают протекание процессов в системе, то требуется использование более близких к реальной ситуации характеристик потоков обращений к устройствам системы памяти и законов распределения времен обслуживания в ней. Это может привести к существенному росту математической сложности решаемой задачи или даже к невозможности ее аналитического решения. В этих случаях применяют численные методы или методы статистического моделирования.

Численные методы используются непосредственно для решения уравнений, описывающих процессы, протекающие в модели системы массового обслуживания, построенной для оцениваемой системы памяти. Они позволяют получить численные значения анализируемых характеристик при различных значениях параметров модели.

Методы статистического (или имитационного) моделирования обычно используют программные датчики (псевдо)случайных величин и многократно программно “прогоняют” ход процесса обслуживания обращения к памяти, имитируя его поведение и набирая статистику по выполненным прогонам.

Статистическое моделирование также позволяет проверить правильность предположений, принятых при разработке аналитических моделей, без проведения дорогостоящих и не всегда осуществимых экспериментов на действующих системах.

Исследование системы памяти с помощью статистических имитационных моделей требует описания алгоритма моделирования. При формализации системы памяти в терминах теории массового обслуживания алгоритм моделирования будет включать ряд описаний: входных воздействий, процесса их обслуживания (логику функционирования запоминающих устройств, контроллеров и др.), интересующих характеристик и способов их определения, системы ввода данных и контроля модели, правил общего взаимодействия между блоками модели.

Фактически модель состоит из системы подпрограмм, включаемых в работу в последовательности, определяемой набором входных параметров и типом моделируемых устройств.

Описание моделируемых систем в виде сетей массового обслуживания влечет за собой использование при моделировании метода “особых состояний” [3]. Этот метод заключается в определении момента t_{cc}^{i+1} , соответствующего смене состояний сети, по известным характеристикам текущего состояния и процессов обслуживания в отдельных подсистемах сети (иначе говоря, принцип “асинхронности” моделирования), т.е.

$$t_{cc}^{i+1} = t_{cc}^i + \min_j(t_j^l - t_{cc}^i), \quad j \in J, \quad l \leq i,$$

где t_{cc}^i – момент времени, соответствующий приходу сети в i -е состояние; t_j^l – момент окончания текущего процесса обслуживания, выполняемого j -й подсистемой сети, начатого в момент прихода сети в некоторое l -е состояние и не законченного до наступления момента t_{cc}^i ; J – множество всех подсистем сети.

Таким образом, блок схема алгоритма, моделирующего процесс работы исследуемого ЗУ или системы памяти в целом, должна включать в себя основные блоки, показанные на рис. 39.

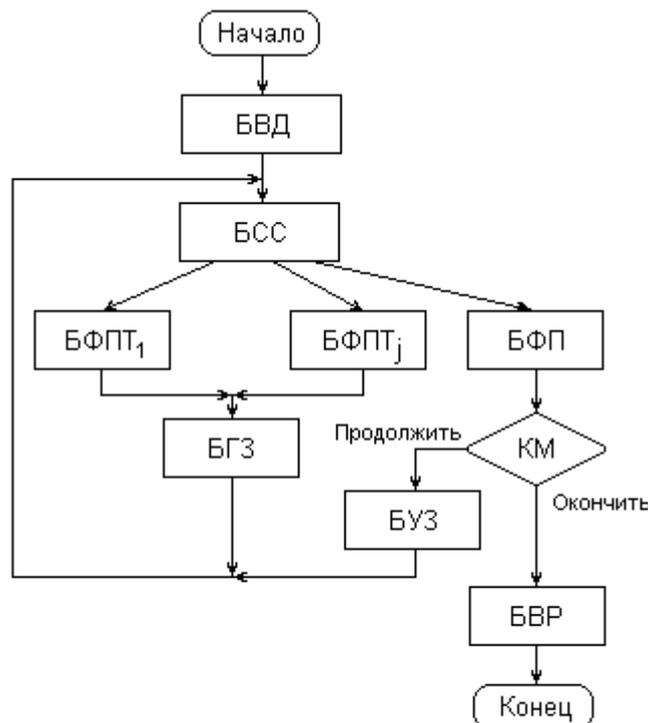


Рис. 39. Укрупненная блок схема моделирующего алгоритма

Блок ввода исходных данных и подготовки модели (БВД) помимо ввода параметров моделирования присваивает начальные значения всем тем переменным модели, для которых это необходимо.

Блок выбора ближайшей смены состояния сети и типа последующего обслуживания (БСС) определяет ближайший момент изменения состояния модели в соответствии с записанным выше выражением для t_{cc}^{i+1} , вид события, соответствующего этому переходу, и, исходя из логики работы моделируемой системы, выясняет, какой тип обслуживания должен следовать за произошедшим событием.

Количество блоков формирования и фиксации параметров типа обслуживания (БФПТ) равно количеству различных типов обслуживания обращений: открытие строки банка, подзаряд строки, передача пакета, страничный сбой в оперативной памяти, установка головок (поиск) на жестком диске, подвод сектора диска и т.д. В этих блоках в соответствии с заданными параметрами моделируемого устройства, запросов на обращения и принятыми законами распределения случайных величин, вычисляются необходимые характеристики данного вида обслуживания, средние значения, дисперсии и пр. Это производится с помощью случайных величин, получаемых от программных или аппаратных датчиков.

Блок генерации входных запросов (БГЗ) используется для получения моментов времени, соответствующих поступлениям обращений на вход системы, по заданному закону распределения временных интервалов между соседними обращениями, что также осуществляется с помощью датчиков случайных величин.

Блок формирования и фиксации параметров (БФП) окончания обслуживания запроса имеет такое же назначение, что и блоки БФПТ, с тем различием, что этот блок производит общую оценку параметров обслуживания, основываясь на данных этих блоков, связанных с рассматриваемыми запросами.

После этого блока осуществляется проверка условия конца моделирования (КМ), обычно базирующаяся на оценке количества выполненных реализаций процесса обслуживания обращения, текущего времени или на более утонченных приемах.

Блок удаления обслуженного запроса (БУЗ) используется для исключения из модели рассмотренного и выбора на его место очередного запроса.

Блок обработки и вывода результатов моделирования (БРВ) служит для редактирования результатов, определения некоторых наиболее общих характеристик модели и вывода их на печать.

В случае использования в моделируемых узлах специальных дисциплин обслуживания обращений (см. п. 4.2.2.) в БСС должен быть предусмотрен соответствующий алгоритм, осуществляющий выбор очередного обращения для обслуживания.

Вопросы оценки точности моделирования, формирования случайных величин с заданными законами распределения и языков программирования, используемых при моделировании на ЭВМ, рассмотрены в [3]. Кроме того, существуют специальные настраиваемые программы для моделирования, которые можно найти на соответствующих сайтах.

4.2. Методы повышения производительности памяти ЭВМ

Память ЭВМ всегда считалась одним из “узких” мест, поэтому проблемы повышения ее производительности никогда не выпадали из внимания разработчиков архитектуры ЭВМ и системного программного обеспечения. Фактически, общим решением, используемым для достижения этой цели, является многоуровневая организация системы памяти, на разных уровнях которой применяются несколько различные механизмы управления.

Кроме того, в разных вычислительных системах память часто по-своему связывается с процессором (процессорами) и остальными устройствами для того, чтобы создать наиболее производительные тракты передачи данных в память и из нее.

В операционных системах используются также и различные алгоритмические приемы, направленные на достижение той же цели, хотя это возможно только на более медленных уровнях системы памяти.

Некоторые из названных способов и рассматриваются в настоящей главе.

4.2.1. Использование кэш-памяти

Собственно концепция многоуровневой памяти обсуждалась в главе 1, где и был приведен пример подсчета среднего времени обращения к памяти, состоящей из двух ступеней (кэш-памяти и оперативной памяти). И хотя задачи управления иерархией памяти для разных уровней одинаковы по содержанию, реализация их различна, в первую очередь, из-за отличий в быстродействии и информационных емкостях разных уровней.

Кэш-память находится на верхних уровнях иерархии памяти, играет роль своего рода буфера между процессором и оперативной памятью, обеспечивая ускорение доступа к последней.

Как отмечалось ранее, кэш может иметь несколько уровней: уровень L1 или внутренний, уровень L2, ранее называемый внешним, но уже давно переместившийся внутрь процессора. В больших системах встречается и кэш третьего уровня.

В связи с высокими скоростями работы перечисленных устройств управление кэш-памятью должно обеспечить решение ряда задач, связанных:

- с быстрым *определением местоположения требуемой информации* в двухуровневом фрагменте (кэш L1–кэш L2 или кэш L2 – оперативная память) системы памяти;

- *выбором информации, которую можно удалить* из верхнего уровня при необходимости занесения в него новой информации и отсутствии в нем свободного места;

- *поддержанием соответствия между копиями* одной и той же информации, располагающейся в разных ступенях памяти.

Последнее иначе называют когерентностью данных, используя аналог физического термина.

В зависимости от конкретной архитектуры и модели ЭВМ вышеназванные задачи могут решаться по-разному. Однако общие принципы их решения, в целом, схожи.

Поскольку в кэш-памяти в каждый конкретный момент хранится только часть информации, размещенной в запоминающем устройстве более низкого уровня (для определенности, пусть это оперативная память), то при обращении к этому запоминающему устройству (со стороны процессора или

другого узла) необходимо определить, не находится ли копия требуемой информации в кэш-памяти. Если она там есть, то обращение может быть быстро обслужено кэш-памятью, в противном случае, информацию придется извлекать из оперативной памяти (или заносить в нее), что займет примерно на порядок большее время.

Определять, имеется ли запрошенная информация в кэш-памяти или нет, приходится в процессе обслуживания обращения к памяти. Понятно, что время этой операции непосредственно включается во время обращения и должно быть существенно меньше собственно времени обращения к кэш-памяти^{*)}. Конечно, с точки зрения логики реализации такого поиска для этой цели хорошо подходит память с ассоциативным доступом (см. п. 1.2.2, подпункт 3). Однако такая память достаточно дорога, чтобы использовать ее в качестве кэш-памяти. Поэтому приходится либо прибегать к специальным ограничениям на место расположения информации в кэш-памяти, либо сочетать этот прием с ассоциативным доступом, что дает несколько различные схемы ее организации. Представителями этих вариантов являются *кэш прямого отображения* и *наборно-ассоциативный кэш*.

Кэш прямого отображения

Кэш прямого отображения представляет собой наиболее простой с точки зрения аппаратных затрат вариант решения задачи быстрого определения того, имеется ли в данный момент в кэш-памяти информация, затребованная очередным обращением к оперативной памяти (здесь и далее, как отмечалось, для определенности обсуждаются два смежных уровня системы памяти: кэш и оперативная память; ясно, что это должен быть кэш второго уровня L2). Это обеспечивается посредством жесткой *привязки физических адресов оперативной памяти к адресам кэш-памяти*.

При такой организации кэш-памяти вся кэшируемая оперативная память (обычно, это было 64 Мбайта) условно разбивается на равные страницы, размер которых равен емкости кэш-памяти, что показано на рис. 40. Кэш, в свою очередь, разбивается на строки по 32 байта, соответствующие одному стандартному пакетному циклу обращения к

^{*)} Обычно обращение начинают сразу к оперативной и к кэш-памяти, и если информация будет найдена в кэш, то обращение к оперативной памяти прекращается.

динамической памяти (4 передачи по 8 байт). На такие же строки условно разделяются и страницы оперативной памяти. Именно такими строками и осуществляется обмен информацией между кэш-памятью и ОП, поскольку вероятность использования смежных слов памяти достаточно высока (так называемый *принцип локальности обращений*).

При таком разбиении адрес кэшируемой памяти можно рассматривать как состоящий из трех частей, показанных в нижней части рисунка:

- номера страницы оперативной памяти, называемого иначе *тэгом* и расположенного в старших разрядах адреса (разряды 25 – 18);
- номера строки в странице, называемого индексом и занимающего средние разряды адреса (разряды 17 – 5);
- номера байта в строке, занимающего младшие пять разрядов адреса.

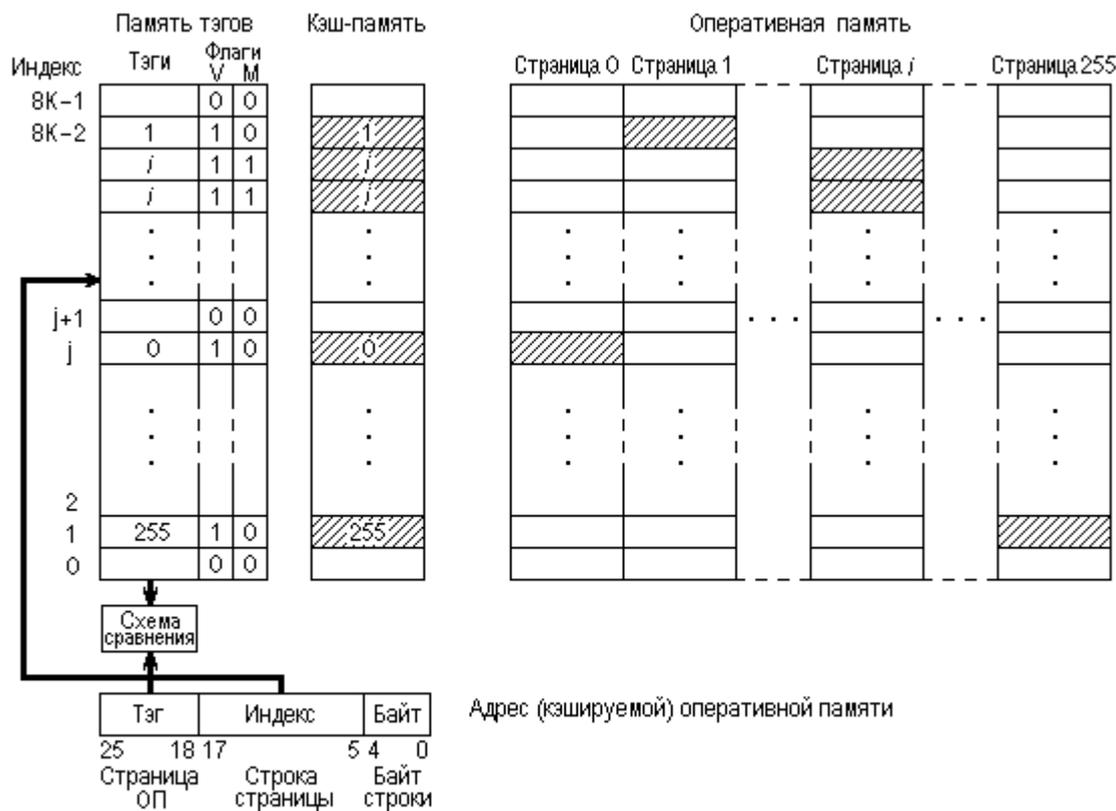


Рис. 40. Кэш прямого отображения

Привязка адресов кэшируемой памяти к адресам кэш-памяти, о которой сказано выше, состоит в том, что в каждую строку кэш-памяти можно занести строку из любой страницы кэшируемой памяти, но только ту, которая имеет в странице такое же расположение относительно начала

страницы, как и строка кэш-памяти, относительно ее начала. Иначе говоря, номер строки в странице оперативной памяти должен соответствовать индексу строки кэш-памяти, чтобы ее можно было туда занести.

При этом, когда кэшируемая строка заносится в кэш-память, в память тэгов, каждая ячейка которой соответствует одной строке кэш-памяти, записывается номер страницы оперативной памяти, к которой относится занесенная в кэш строка.

Такая организация и позволяет предельно быстро, не используя никаких поисковых схем, определить, находится ли в кэш-памяти строка, содержащая адрес оперативной памяти, по которому должно быть выполнено обращение. Для этого требуется только сравнить старшие разряды адреса, по которому выполняется обращение, т.е. его страницу или тэг, с тэгом строки кэш-памяти, которой этот адрес соответствует, что определяется его разрядами с 17-го по 5-й. Поэтому в начале каждого обращения контроллер памяти считывает соответствующий тэг из памяти тэгов по данному адресу. Если номер страницы и тэг совпадут, то искомая информация находится в кэш-памяти (это называют попаданием – *hit* – в кэш), в противном случае – в оперативной памяти (тогда говорят о кэш-промахе – *miss*).

Однако, оперативная память используется не только процессором, имеются механизмы доступа к ней, минуя процессор. Поэтому может оказаться, что информация, хранящаяся в кэш-памяти, кэширует ту область ОП, в которую будет выполнена запись другим устройством. В этом случае будет нарушено соответствие между данными в кэш-памяти и в ОП.

Для обработки таких ситуаций предусмотрен флаг *V* (*validity* – действительность), устанавливаемый в единичное значение при загрузке строки в кэш-память и сбрасываемый в нулевое значение, если информация в оперативной памяти, копия которой имеется в кэш-памяти, была обновлена. Поэтому при определении того, находится ли запрошенная информация в кэш-памяти, производится не только сравнение тэга строки с номером страницы ОП, но и проверка действительности строки по значению флага *V*.

Достоинствами кэш-памяти прямого отображения является высокая скорость определения того, имеется ли в ней запрашиваемая информация и простота его организации. В ней также не приходится решать вторую из

названных выше задач управления кэш-памятью: определение строки – кандидата на удаление при необходимости ввода новой строки из ОП, поскольку место строк в кэше жестко привязано к их адресам в ОП.

Но эта простота не лишена недостатков. Основной из них – это невысокая эффективность использования кэш-памяти, так как в ней нельзя разместить одноименные строки (группы строк) различных страниц. Поэтому, если приложение работает с несколькими сегментами, одинаково расположенными в различных страницах памяти (например, выполняет операцию попарного умножения элементов двух массивов), кэш может оказаться даже своего рода “тормозом”, вызывающим интенсивный дополнительный обмен между оперативной памятью и кэшем.

Если искомая информация находится в кэш-памяти, то процессор получает эту информацию непосредственно из кэша при чтении или записывает ее в кэш при записи.

Обращение по чтению можно начинать сразу и к кэш-памяти и к оперативной памяти. Тогда, если информация отсутствует в кэш-памяти, к моменту установления этого факта будет уже выполнена часть цикла обращения к оперативной памяти, что может повысить производительность. Если информация имеется в кэше, то обращение к оперативной памяти можно остановить. Конечно, и здесь есть свои плюсы и минусы.

При обращении по записи тоже возможны два варианта (две *политики записи*): запись производится только в кэш или сразу и в кэш, и в оперативную память по месту расположения в ней этой информации. Эти два варианта получили название алгоритмов обратной записи WB (*Write Back*) и сквозной записи WT (*Write Through*) соответственно. Второй из них более простой, но и более медленный, хотя и гарантирует, что копии одной и той же информации в кэш-памяти и в оперативной памяти всегда совпадают. Большинство ранних процессоров *Intel* использовали именно этот алгоритм.

Алгоритм обратной записи WB более быстродействующий, так как не требует при каждой записи обращаться к оперативной памяти. Запись информации в оперативную память производится только тогда, когда на место данной строки кэша вводится строка из другой страницы ОП или при

выполнении команды обновления содержимого кэша. Следовательно, этот алгоритм более “тонкий” и требует более аккуратного управления, поскольку существуют моменты, когда копии одной и той же информации различны в кэше и ОП.

Кроме того, для реализации обратной записи желательно наличие некоторых дополнительных средств: ведь не каждая строка изменялась за время своего пребывания в кэше, куда она изначально была загружена из оперативной памяти. Если изменений строки не было, то нет и необходимости записывать ее обратно в оперативную память. Для экономии времени на таких записях необходимо уметь определять, производились ли модификации строки за то время, пока она находилась в кэш-памяти. Для этой цели используют флаг *M* (*modified* – изменена) в памяти тэгов, который сбрасывается в “0” при первоначальной загрузке строки в кэш и взводится в “1” при записи в нее информации. Тогда при выгрузке строки из кэша запись в ОП выполняется только при единичном значении флага *M*.

Наборно-ассоциативный кэш

Устранить неэффективное использование места в кэш-памяти прямого отображения можно, применяя ассоциативный доступ. Однако, помимо того, что память с таким доступом более дорогая, она обеспечивает меньшую скорость поиска нужной информации (точнее, выявления факта ее наличия или отсутствия), чем рассмотренная выше схема прямого отображения.

Поэтому полностью ассоциативный кэш используется редко и только на уровне L1. Как обычно, более приемлемым техническим решением оказывается сочетание механизма прямого отображения и ассоциативного поиска. Именно так и организован наборно-ассоциативный кэш, двухканальный (*two ways*) вариант которого показан на рис. 41, кэшируемая оперативная память на котором не показана (в отличие от предыдущего рисунка).

Как видно, этот кэш, по сути, представляет собой сдвоенный кэш прямого отображения. Каждый банк кэш-памяти в паре со связанным с ним одним блоком тэговой памяти работает по схеме кэша прямого отображения.

Однако наличие двух банков позволяет размещать в двухканальной наборно-ассоциативной кэш памяти сразу две строки, расположенные

одинаково по отношению к границам двух различных страниц кэшируемой памяти. Например, на рис. 32 в строках банков кэш-памяти, имеющих индекс 1, размещены строки с этим же индексом из 17-й и 255-й страниц кэшируемой памяти.

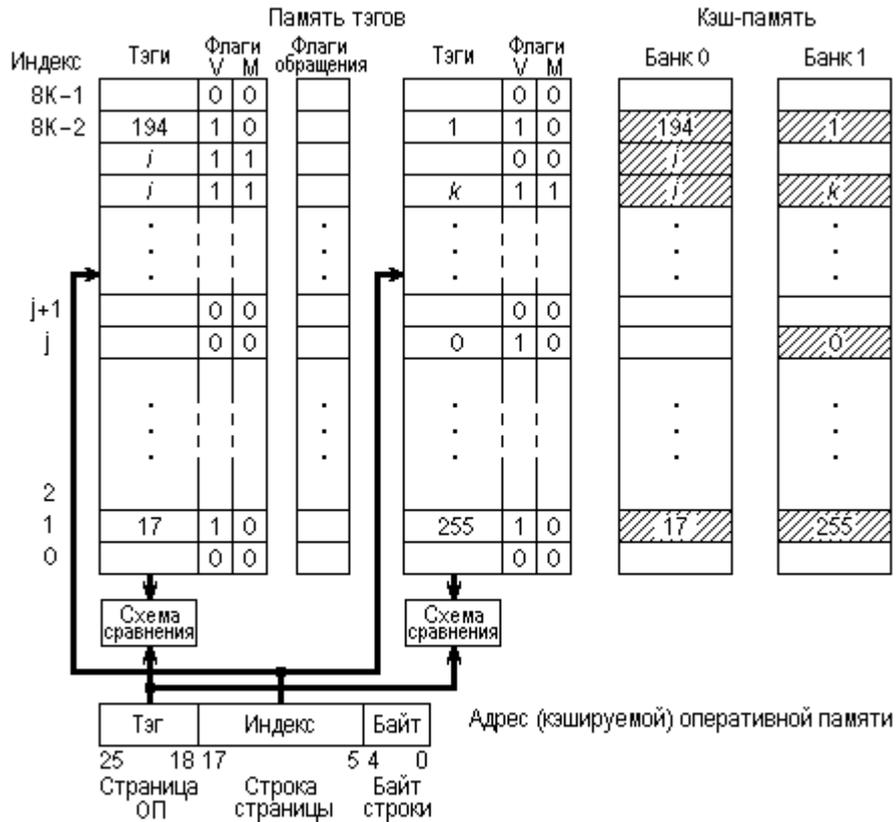


Рис. 41. Двухканальный наборно-ассоциативный кэш

При обращении к памяти поиск нужной строки в кэше выполняется точно так, как и в кэш-памяти прямого отображения, только этот поиск производится сразу для двух банков (точнее, в двух блоках тэговой памяти). Собственно, в этом и заключается все, что можно отнести к термину “ассоциативный” в названии этого типа памяти. Однако это различие оказывается достаточным, чтобы заметно повысить вероятность нахождения в кэше нужной информации и производительность памяти в целом. На практике в процессорах начала 2000-х годов использовалась четырех- и восьмиканальная наборно-ассоциативная кэш-память второго уровня.

На рис. 41 есть еще один блок – “флаги обращения”, который отсутствовал в кэш-памяти прямого отображения. Этот блок используется для решения второй из задач управления кэш-памятью: определением той строки, которую приходится удалять при необходимости ввода в кэш новой строки и отсутствии в нем свободного места. В кэш-памяти прямого

отображения такую задачу решать не приходилось, так как место для размещения любой строки определялось однозначно и при вводе новой строки удалялась информация, которая ранее на этом месте располагалась.

В рассматриваемой схеме ситуация несколько иная: здесь ввод новой строки можно выполнить в один из банков, но в какой? Для решения этой задачи используют специальные правила, называемые *алгоритмами замещения*. Эти правила используются во всех случаях, когда приходится вводить новую информацию в более быструю, но менее емкую ступень памяти из более медленной и более емкой. В данном разделе эти правила не рассматриваются, но одно из них, применяемое чаще всего, заключается в удалении той информации, к которой дольше всего не было обращений. В англоязычной литературе этот алгоритм называют LRU – *least recently used*, что буквально означает “наименее недавно использованный” или, говоря по-русски, наиболее давно использованный.

Для реализации этого алгоритма и нужны флаги обращения, в каждом из которых фиксируется, к какой из двух соответствующих флагу строк было последнее обращение. В двухканальной наборно-ассоциативной архитектуре для этого достаточно по одному биту на каждую пару строк.

Решение задачи *поддержания соответствия* (целостности, когерентности) между копиями одной и той же информацией в кэш- и оперативной памяти не зависит от организации кэш-памяти. Это соответствие может нарушиться в тех случаях, когда какой-либо блок ЭВМ производит запись отдельно либо в кэш, либо в ОП. Таким блоком может быть или процессор, или иное устройство (пока речь идет об однопроцессорной системе).

Выполнить запись в кэш-память может только процессор (если не считать процедуру загрузки строки в кэш). Поэтому, временное несоответствие информации в кэш-памяти и в ОП может возникнуть только при использовании политики обратной записи (см. выше). Однако за поддержанием целостности информации в этом случае следит контроллер.

Запись только в ОП может выполнить другое устройство (например, по шине PCI), причем если эта запись производится в ту область ОП, копия

информации из которой имеется и в кэш-памяти, то эту копию следует пометить как недействительную.

Несколько более сложные проверки приходится выполнять в многопроцессорных системах, так как в них может существовать сразу больше двух копий информации, например, одни и те же данные могут быть кэшированы несколькими процессорами. Процессоры семейства x86 *Intel* поддерживают специальный протокол слежения за состоянием данных в кэш-памяти, называемый по первым буквам различимых состояний строк кэша MESI (*Modified – Exclusive – Shared – Invalid* – модифицированная, монопольная (в одном кэше), разделяемая (может находиться в нескольких кэшах) и недействительная (отсутствует в кэше или содержит устаревшую информацию).

4.2.2. Диспетчеризация (управление порядком) обслуживания обращений

Управление порядком обслуживания (диспетчеризация) обращений к запоминающим устройствам с механическими перемещениями носителей информации и механизмов чтения/записи является программным способом повышения производительности памяти. Такой подход оказывается возможным, поскольку времена, затрачиваемые на выполнение этих перемещений, достигают значительных величин (до единиц – десятков миллисекунд).

Наиболее распространенным примером реализации данного подхода является обработка обращений к жесткому диску. Как известно (см. также раздел 1.1), процесс обслуживания обращения к диску складывается из трех стадий: перемещения блока головок чтения/записи на нужный цилиндр, ожидания подвода требуемого сектора и передачи данных. Времена всех трех этапов имеют один порядок, если передаваемый файл имеет размер до нескольких сот килобайт. Для более коротких файлов времена подготовительных (поисковых) фаз имеют еще больший вес.

Время перемещения головок чтения/записи зависит от количества цилиндров, на которое их требуется переместить. Минимальное время (порядка 1-2 мс) затрачивается на переход на соседний цилиндр,

максимальное (до 15-20 мс) – на перемещения от первого (внешнего) цилиндра диска к последнему (внутреннему) или наоборот.

В обычном режиме обращения к диску обслуживаются в порядке их поступления (*первый пришел – первый обслужен* – ПППО). Но время перемещения блока головок чтения/записи и, следовательно, время обслуживания обращения зависят от взаимного физического расположения на диске файлов обращений, обслуживаемых друг за другом.

Поэтому напрашивается решение об обслуживании обращений в таком порядке, который минимизирует времена, затрачиваемые на перемещение головок. Такую дисциплину обслуживания называют МВДП – “минимальное время доступа – первый”. И действительно, пусть к жесткому диску имеется очередь из обращений, ожидающих обслуживания, файлы которых расположены на диске так, как показано на рис. 42, причем цифры означают порядок, в котором поступили обращения.

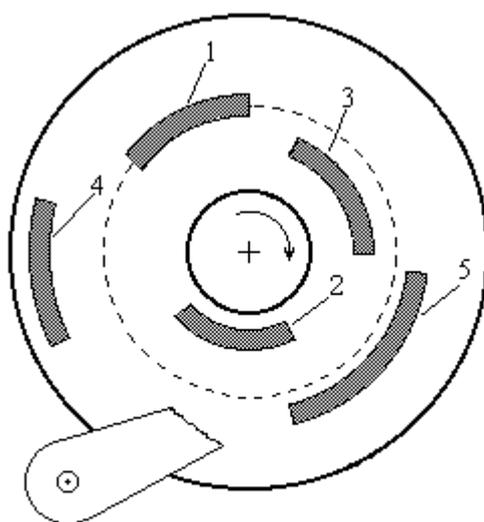


Рис.42. Расположение на диске записей (файлов), к которым производятся обращения

Тогда порядок их обслуживания, при котором путь перемещения блока головок чтения/записи будет минимальным, следующий: 1 – 5 – 4 – 3 – 2, то есть не совпадающим с порядком их поступления. Тогда, если обращения обслуживать в том порядке, для которого перемещения блок головок чтения/записи минимальны, сократится среднее время, затрачиваемое на первую фазу обращения – установку головок, а общая пропускная способность дискового ЗУ возрастет. Причем, чем больше очередь

обращений к диску, тем больше будет эффект от использования этого способа.

Однако было установлено, что этот алгоритм выбора на обслуживание обращений, адресующихся к ближайшим по отношению к текущему положению головок чтения/записи цилиндрам приводит к “дискриминации” обращений, адресующихся к цилиндрам, более удаленным от средней дорожки (т.е. расположенным на крайних и на центральных дорожках). Время ожидания в очереди для таких обращений возрастает, причем этот рост может быть весьма значительным.

Поэтому на практике используют несколько иной порядок обслуживания, который если и не дает минимально возможного суммарного перемещения блока головок, но и не приводит к чрезмерным задержкам в обслуживании отдельных обращений. Такая дисциплина обслуживания, к тому же простая в реализации, называется дисциплиной *сканирования* (СКАН). При этой дисциплине блок головок чтения/записи, обслуживая обращения, перемещается от края диска к центру и обратно, меняя направление движения лишь у первого (внешнего) и последнего (внутреннего) из цилиндров, на которых расположены файлы обслуженных обращений. При этом из очереди выбирается к обслуживанию обращение, адресующееся к цилиндру (дорожке), находящемуся ближе всего к головкам в направлении их движения. Т.е., имеет место нечто похожее на работу стеклоочистителя автомобиля. Например, если на рис. 42 блок головок чтения/записи движется в направлении к центру диска, то после передачи данных для обращения 1 будет начато обслуживание обращения 3. Если же головки двигаются в обратном направлении, то следующим будет обслужено обращение 5.

Дисциплина СКАН может быть реализована как программно, так и аппаратно. Многие операционные системы поддерживают подобные стратегии. Известны и другие разновидности дисциплин обслуживания обращений.

4.2.3. Организация дисковых массивов (RAID)

Еще одним способом повышения производительности дисковой памяти стало построение дисковых массивов, хотя этот нацелен не только (и не столько) на достижение более высокой производительности, но и большей надежности работы запоминающих устройств на дисках.

Технология RAID (*Redundant Array of Independent Disks* – избыточный массив независимых дисков) задумывалась как объединение нескольких недорогих жестких дисков в один массив дисков для увеличения производительности, объема и надежности, по сравнению с одиночным диском. При этом ЭВМ должна видеть такой массив как один логический диск.

Если просто объединить несколько дисков в (неизбыточный) массив, то среднее время между отказами (СВМО) будет равно СВМО одного диска, деленному на количество дисков. Такой показатель слишком мал для приложений, критичных к аппаратным сбоям. Улучшить его можно применяя реализуемую различным образом избыточность при хранении информации.

В RAID системах для повышения надежности и производительности используются комбинации трех основных механизмов, каждый из которых хорошо известен и по отдельности:

- организация “зеркальных” дисков, т.е. полное дублирование хранимой информации;
- подсчет контрольных кодов (четность, коды Хэмминга), позволяющих восстановить информацию при сбое;
- распределение информации по различным дискам массива так, как это делается при чередовании обращений по блокам памяти (см. п. 1.1.2., подпункт 7), что повышает возможности параллельной работы дисков при операциях над хранимой информацией. При описании RAID этот прием называют “stripped disks”, что буквально означает “разделенные на полосы диски”, или просто “полосатые диски”.

Эти полосы (далее называемые блоками) данных с каждого диска чередуются, как показано на рис. 43 для случая массива из четырех

дисководов, образуя единый логический диск. Видно, что этот рисунок очень похож на рис. 6.

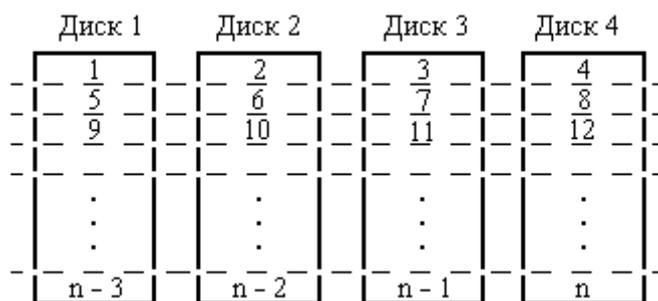


Рис.43. Разбиение дисков на чередующиеся блоки - “полоски”

Изначально было определено пять типов дисковых массивов, обозначаемых RAID 1 – RAID 5, различающихся по своим особенностям и производительности. Каждый из этих типов за счет определенной избыточности записываемой информации обеспечивал повышенную отказоустойчивость по сравнению с одиночным дисководом. Кроме того, массив дисков, не обладающих избыточностью, но позволяющий повысить производительность (за счет расслоения обращений), стали часто называть RAID 0.

Основные типы RAID массивов можно кратко охарактеризовать следующим образом [14].

RAID 0. Обычно этот тип массива определяется как группа дисков с чередованием (*striped*) расположения информации без контроля четности и без избыточности данных. Размеры чередующихся областей (*stripes* – “полосок”, или блоков) могут быть большими в многопользовательском окружении или малыми в однопользовательской системе при последовательном доступе к длинным записям.

Организация RAID 0 как раз и соответствует той, которая показана на рис. 43. Операции записи и чтения могут выполняться одновременно на каждом дисководе. Минимальное количество дисководов для RAID 0 – два.

Для этого типа характерны высокая производительность и наиболее эффективное использование дискового пространства, однако выход из строя одного из дисков приводит к невозможности работы со всем массивом.

RAID 1. Этот тип дискового массива (рис. 44, а) известен также как зеркальные диски и представляет собой просто пары дисководов, дублирующих хранимые данные, но представляющиеся компьютеру как один диск. И хотя в рамках одной пары зеркальных дисков разбиение на полосы не производится, чередование блоков может быть организовано для нескольких массивов RAID 1, образующих вместе один большой массив из нескольких зеркальных пар дисков. Такой вариант организации получил название RAID 1 + 0. Существует и обратный вариант.

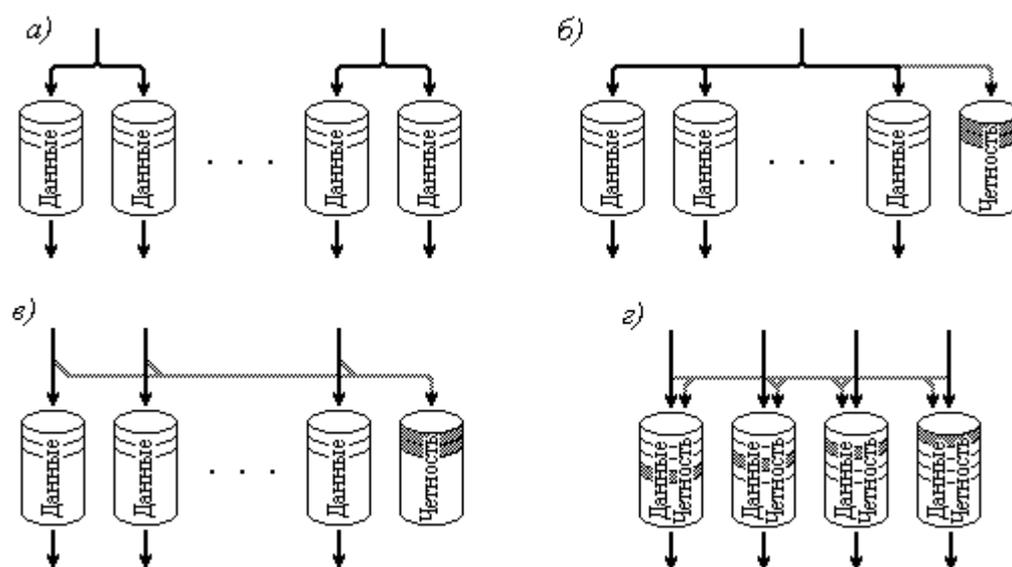


Рис. 44. Варианты организации дисковых массивов RAID: а) RAID 1, б) RAID 3, в) RAID 4, г) RAID 5 (дисководы и блоки, используемые для хранения кодов четности показаны затененными)

Все операции записи производятся одновременно в оба диска зеркальной пары, чтобы информация в них была идентична. Но при чтении каждый из дисков пары может работать независимо, что позволяет выполнять одновременно две операции чтения, удваивая тем самым производительность при чтении. В этом смысле RAID 1 обеспечивает наилучшую производительность среди всех вариантов дисковых массивов.

RAID 2. В этих дисковых массивах блоки – сектора данных чередуются по группе дисков, часть из которых используется только для хранения контрольной информации – ECC (*error correcting codes*) кодов. Но поскольку во всех современных дисках имеется встроенный контроль с помощью ECC

кодов, то RAID 2 мало что дает, по сравнению с другими типами RAID, и сейчас редко используется.

RAID 3. Как и в RAID 2 в этом типе дискового массива (рис. 44, б) блоки –сектора чередуются по группе дисков, но один из дисков группы отведен для хранения информации о четности. В случае выхода дисководов из строя восстановление данных осуществляется на основе вычисления значений функции “исключающее ИЛИ” (XOR) от данных, записанных на оставшихся дисках. Записи обычно занимают все диски (так как полосы короткие), что повышает общую скорость передачи данных. Так как каждая операция ввода-вывода требует доступа к каждому диску, массив RAID 3 может обслужить в каждый момент времени только один запрос. Поэтому данный тип обеспечивает наилучшую производительность для одного пользователя в однозадачном окружении с длинными записями. При работе с короткими записями во избежание снижения производительности требуется синхронизация шпинделей дисководов. По своим характеристикам RAID 3 близок к RAID 5 (см. ниже).

RAID 4. Эта организация, показанная на рис. 44, в), похожа на RAID 3 с той лишь разницей, что в ней используются блоки (полоски) большого размера, так что записи можно читать с любого диска массива (кроме диска, хранящего коды четности). Это позволяет совмещать операции чтения на разных дисках. При операциях записи всегда происходит обновление диска четности, поэтому их совмещение невозможно. В целом, данная архитектура не имеет особых преимуществ перед другими вариантами RAID.

RAID 5. Этот тип дискового массива похож на RAID 4, но хранение кодов четности в нем осуществляется не на специально выделенном диске, а блоками, располагающимися поочередно на всех дисках. Эту организацию даже иногда называют массив с “вращающейся четностью” (можно отметить некую аналогию с назначением линий прерываний для слотов шины PCI или с циклическим приоритетом контроллера прерываний в процессорах линии x86). Такое распределение позволяет избежать ограничения возможности одновременной записи из-за хранения кодов четности только на одном диске,

характерного для RAID 4. На рис. 44, з) показан массив, состоящий из четырех дисководов, причем для каждого трех блоков данных имеется один блок четности (эти блоки заштрихованы), местоположение которого для каждой тройки блоков данных изменяется, перемещаясь циклически по всем четырем дисководам.

Операции чтения могут выполняться параллельно для всех дисков. Операции записи, требующие участия двух дисководов (для данных и для четности) обычно также могут совмещаться, так как коды четности распределены по всем дискам.

Сравнение различных вариантов организации дисковых массивов показывает следующее.

Организация RAID 0 – это наиболее быстрый и эффективный вариант, но не обеспечивающий устойчивости к сбоям. Он требует минимум 2 дисковода. Операции записи и чтения могут выполняться одновременно на каждом дисковом диске.

Архитектура RAID 1 наиболее пригодна для высокопроизводительных высоконадежных приложений, но и наиболее дорогая. Кроме того, это единственный вариант, устойчивый к сбоям, если используются только два дисковода. Операции чтения могут выполняться одновременно для каждого дисковода, операции записи всегда дублируются для зеркальной пары дисководов.

Архитектура RAID 2 используется редко.

Дисковый массив типа RAID 3 можно использовать для ускорения передачи данных и повышения устойчивости к сбоям в однопользовательской среде при последовательном доступе к длинным записям. Но он не позволяет совмещать операции и требует синхронизации вращения шпинделей дисководов. Для него нужно, как минимум, три дисковода: 2 для данных и один для кодов четности.

Архитектура RAID 4 не поддерживает одновременные операции и не имеет преимуществ, по сравнению с RAID 5.

Организацию RAID 5 характеризует эффективность, устойчивость к сбоям и хорошая производительность. Но производительность при записи и в случае отказа дисковода хуже, чем у RAID 1. В частности, поскольку блок

кодов четности относится ко всему записываемому блоку, то, если пишется только часть его, необходимо сперва считать ранее записанные данные, затем вычислить новые значения кодов четности и только после этого записать новые данные (и четность). Операции перестройки также требуют больше времени из-за необходимости формирования кодов четности. Для данного типа RAID нужно, как минимум, три дисководов.

Кроме того, на основе наиболее распространенных вариантов RAID: 0, 1 и 5 могут формироваться так называемые двухуровневые архитектуры, в которых сочетаются принципы организации различных типов массивов. Например, несколько RAID массивов одного и того же типа можно объединить в одну группу массивов данных или массив четности.

За счет такой двухуровневой организации можно достичь требуемого баланса между увеличением надежности хранения данных, характерным для массивов RAID 1 и RAID 5 и высокой скоростью чтения, присущей чередованию блоков на дисках в массиве типа RAID 0. Такие двухуровневые схемы иногда называют RAID 0+1 или 10 и 0+5 или 50.

Управление работой RAID массивов может осуществляться не только аппаратно, но и программно, возможность чего предусматривается в некоторых серверных вариантах операционных систем. Хотя понятно, что такая реализация будет иметь существенно худшие характеристики производительности.

4.3. Направления развития ЗУ

Развитие запоминающих устройств и систем идет как в технологическом, так и в структурном планах.

В настоящее время технологии производства памяти достаточно сложные и проводить исследования и разработки в этом направлении под силу только тем компаниям, которые обладают значительным экономическим потенциалом.

Существующие технологии продолжают совершенствоваться как в ключе улучшения значений основных характеристик запоминающих устройств, так и по пути снижения стоимости их производства. На этих

направлениях можно говорить о более или менее достоверных прогнозах на ближайшие годы.

Одновременно ведутся работы и над новыми технологиями. Причем спектр таких технологий достаточно широк – от использования новых материалов до привлечения иных физических принципов. Значительных изменений можно ожидать от нанотехнологий и квантовых систем, хотя сроки их доведения до практического использования едва ли кто возьмется предсказать. Идут работы и в биомолекулярном направлении.

Совершенствование структурной организации памяти, в силу в большей мере вспомогательного характера функции хранения в вычислительных системах, вносит менее заметный вклад в рост показателей, по сравнению с совершенствованием технологий.

Если для процессоров и систем за прошедшие пять десятилетий рост характеристик быстродействия был примерно в равной мере обеспечен как технологическими, так и структурными изменениями, то для памяти этого сказать нельзя.

Основные работы в этой области направлены на улучшение взаимодействия уровней памяти, повышения эффективности каналов и способов доступа к хранимой информации. Возникшее одно время весьма перспективное направление на совмещение в ЗУ функций хранения и обработки данных [2] по ряду субъективных причин оказалось недостаточно востребованным. В какой-то мере компенсировать это может возрождающийся интерес к нейронным сетям.

Работы в области баз данных пока не выходят в достаточной мере непосредственно на формирование требований к организации аппаратных средств памяти, что, в принципе, могло бы послужить определенным стимулом к развитию структур памяти.

Кроме того, память постепенно перестает использоваться только в информационных технологиях в традиционном смысле. Увеличение объемов ЗУ, уменьшение их габаритов и снижение цен на них приводят к тому, что ЗУ начинают использоваться и в других областях, в частности в бытовой технике, которая представляет собой очень обширную область. Причем

огромный спрос и не слишком жесткие требования к параметрам ЗУ иногда даже вызывают опасения, не скажется ли это отрицательно на памяти, производимой для вычислительной техники.

Но, несмотря на значительное смещение акцентов в физико-технологическом направлении, для разработчиков средств вычислительной и информационной техники остается не меньше задач по организации памяти ЭВМ, требующих своего решения.

Библиографический список

1. Балашов Е.П. Оценка технической работоспособности магнитно-полупроводниковых элементов и устройств вычислительной техники. – Л.: Знание, 1972. – 32 с.
2. Балашов Е.П. Эволюционный синтез систем. – М.: Радио и связь, 1985. – 328 с.
3. Бусленко Н.П. Моделирование сложных систем. – М.: Наука, 1978. – 400 с.
4. Гук М. Аппаратные средства IBM PC: Энциклопедия. – 2-е изд. – СПб.: Питер, 2001. – 928 с.
5. Гук М. Дисковая подсистема ПК. – СПб.: Питер, 2001. – 336 с.
6. Клейнрок Л. Коммутационные сети. – М.: Наука, 1970. – 256 с.
7. Саати Т.Л. Элементы теории массового обслуживания и ее приложения. – М.: Сов. Радио, 1971. – 520 с.
8. Спиридонов В.В. Организация и проектирование подсистем хранения информации в автоматизированных системах переработки данных: Учеб. пособие. – Л.: СЗПИ, 1984. – 80 с.
9. IBM Microelectronics: <http://www-3.ibm.com/chips/techlib/techlib.nsf/productfamilies/SRAM>
10. INTEL Advanced+ Boot Block (C3) and Advanced Boot Block (B3) Flash Memory Family: Product Overview
<http://www.intel.com/design/flcomp/prodbref/298188.htm>
11. The PC Technology Guide <http://www.pctechguide.com>
12. RAMBUS: White Papers and Data Sheets
<http://www.rambus.com/products/rdram/documentation/whitepapers.cfm>
13. Samsung: Datasheets:
<http://www.samsung.com/Products/Semiconductor/DRAM/TechnicalInfo/DataSheets.htm>
14. What is RAID? (Adaptec>RAID)
http://www.adaptec.com/worldwide/product/markeditorial.html?sess=no&language=English+US&cat=%2fTechnology%2fRAID&prodkey=raid_wp

Предметный указатель

- A**
- ADSP, 37
 - ADV, 37
 - ATA, 78, 79, 80, 83, 84, 87
 - ATAPI, 78
- B**
- BEDO, 43, 47, 55
 - benchmark program, 117
 - BIOS, 66, 67, 81, 82, 83
- C**
- CADS, 37
 - CAS, 33, 41, 43, 44, 45, 46, 48, 49, 50, 52, 53
 - CAS Latency, 45, 46, 50
 - CAV, 102
 - CBR, 49, 53
 - CD, 23, 89, 93, 95, 99, 100, 101, 102, 104
 - CD-DA, 96, 97, 98, 99, 101
 - CD-R, 91, 96
 - CD-ROM, 16, 78, 79, 86, 89, 93, 96, 97, 98, 99, 100, 101, 111, 119
 - CD-RW, 16, 92, 93, 96
 - CHS, 81, 82
 - CIRC, 97
 - CLK, 37, 44, 48, 49
 - CLV, 102
 - CMOS, 35
 - CS, 33, 36, 37, 48, 49
- D**
- DDR SDRAM, 50, 53, 58, 146
 - DIMM, 58, 59, 60, 61
 - DMA, 79, 80
 - DQA, 55
 - DQB, 55
 - DQM, 44, 49
 - DRAM, 37, 38, 39, 40, 43, 53, 58, 146
 - DRCG, 54
 - dummy modules, 55
 - DVD, 89, 93, 94, 95, 100, 101, 103, 104
 - DVD+RW, 93, 101
 - DVD-5, 94, 95
 - DVD-9, 95
- DVD-R, 101
- DVD-RAM, 93, 101
- E**
- ECC, 60, 138
 - ECMA-130, 96
 - EDO, 38, 43
 - EDRAM, 70
 - EIDE, 79
- F**
- FDD, 104
 - FPM, 42
- H**
- HDD, 73
- I**
- IDE, 78, 79, 101
 - interleave, 21, 48, 136
 - Iomega, 108, 109, 110
- J**
- Jaz, 110
 - JEDEC, 61
- L**
- LBA, 82
 - LPT, 78, 87
 - LS-120, 108, 109, 110
- M**
- MDRAM, 70
 - MESI, 132
- N**
- NAND, 65
 - Non Volatile, 61
 - NOR, 65
- O**
- OE, 36, 37

P

PBSRAM, 37
 PC100, 50
 PC133, 50
 PC3200, 50
 PCA, 100
 PMA, 100

R

RAID, 135, 136, 137, 138, 139, 140, 141, 146, 147
 RAM, 13, 17, 30, 69
 Rambus, 53, 54, 59
 Rambus Memory Controller, 54
 RAS, 33, 40, 41, 46, 48, 49, 52, 53
 RDRAM, 53, 54, 55, 56, 57, 146
 Read Only, 61
 Read-Solomon Code, 97
 remapped, 77
 RIMM, 58, 59
 ROM, 23, 61, 64
 ROR, 53

S

SCSI, 78, 83, 84, 85, 86, 101, 110
 SDRAM, 44, 45, 47, 48, 49, 50, 54, 55, 56, 57, 58, 59, 69, 146
 SerialATA, 78, 83, 84, 86
 SGRAM, 69
 SIMM, 58, 59, 61
 SIPP, 61
 SiSoft SANDRA, 117
 SMART, 77
 SPD, 61
 SRAM, 35, 146
 Strata Flash, 67
 stripped disks, 136
 SUA, 100

T

TOC, 99

U

UDMA, 79
 UltraDMA, 80
 USB, 68, 78, 87, 101

V

VCM, 69, 70

W

WE, 33, 36, 37, 41, 48, 49

Z

ZIFF Davis WinBench, 117
 Zip, 108, 109
 z-выход, 32

A

адресные входы, 32, 53
 активация банка, 49
 асинхронная память, 36

Б

БИС, 30, 31, 33, 146
 биты слияния, 98
 буферизованные модули, 60
 буферные ЗУ, 6, 11

В

видео ОЗУ, 69
 внешние диски, 78, 86
 внешние ЗУ, 9
 время записи, 17
 время обращения, 4, 6, 11, 25, 26, 28, 32, 38, 61, 125
 время подзаряда, 41, 46
 время поиска, 6, 110, 114

Г

габариты, 8, 25, 68, 103, 109

Д

двухуровневая память, 11
 динамическая память, 30, 40, 44, 50, 70, 146
 динамические ЗУ, 39
 дискета, 104, 105

Ж

жесткие диски, 5, 15, 20, 23, 86, 110

З

запоминающие устройства, 15, 29, 58, 61, 73, 146
 зеркальные диски, 137
 ЗУ, 4, 5, 8, 9, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 16, 17, 18, 19, 20, 22, 23, 24, 25, 26, 29, 30, 32,

35, 39, 40, 51, 58, 62, 63, 64, 65, 66, 69,
70, 71, 72, 87, 89, 90, 104, 107, 109, 111,
114, 115, 118, 122, 134, 141, 142, 146,
147
ЗУ ЭВМ, 11, 29

И

интерфейс, 53, 75, 78, 84, 85, 86, 104

К

картридж, 109, 110, 113
карты памяти, 20
квазистатическая память, 52
классификация ЗУ, 4
коды Хэмминга, 136
команда чтения, 55, 56
контроллер памяти, 52, 128
краевой разъем, 61
Красная книга, 96
критерии оценки, 4, 22, 146
кэш прямого отображения, 126, 131

Л

лентопротяжный механизм, 113

М

магнитооптические диски, 15, 20
масса, 25
массив дисков, 135, 136
МВДП, 133
методы оценки, 115, 118, 147
микросхема памяти, 31, 54
минимальное время доступа, 133

Н

наборно-ассоциативный кэш, 126, 130
НГМД, 104, 106, 107, 108
НЖМД, 73, 74
НМЛ, 111, 112, 113, 114

О

обслуживающий прибор, 118
ОЗУ, 13, 14, 33, 40, 69
оперативная память, 13, 20, 23, 30, 119,
125, 126, 128, 130
оперативные ЗУ, 5, 17, 20, 30
оптические диски, 87, 89, 90, 98
отражающий слой, 88, 90, 92, 94
отражение сигналов, 54

П

пакетный цикл, 43, 44
перепрограммируемые, 16, 64
ПЗС, 17, 71
ПЗУ, 16, 61, 62, 63, 64, 66, 90
плотность записи, 7, 73, 76, 77, 88, 94,
103, 105, 106, 109
позиционирование, 74, 86, 94, 103, 106
постоянные ЗУ, 16, 30, 62
построчная регенерация, 51
поток запросов, 118, 120
приводы, 93, 101, 102
производительность памяти, 44, 47, 53,
131
пропускная способность, 25, 53, 69, 134
прямой доступ, 18, 79
ПЭВМ, 14, 22, 35, 48, 52, 55, 60, 61, 78,
79, 81, 107, 117, 119

Р

радиационная устойчивость, 21, 25
регенерация, 34, 51, 52

С

сектор, 81
синхросигнал, 44
система памяти, 28
системы массового обслуживания, 118,
121
СКАН, 135
скорость обмена, 6, 7
сменные диски, 16
статические ЗУ, 35
стример, 113
строб адреса, 33

Т

твердотельные диски, 68
терминаторы, 54
тестовые программы, 117
транзакции, 57

У

уровень L1, 125
уровень L2, 125

Ф

ферроэлектрические ЗУ, 70
флэш-память, 29, 30, 68

фоторезист, 90

Ц

цикл чтения, 41, 42

Ч

частота системной шины, 42

чередование блоков, 137

четность, 136, 140

ОГЛАВЛЕНИЕ

ВВЕДЕНИЕ	3
ГЛАВА 1. ОБЩИЕ ПРИНЦИПЫ ОРГАНИЗАЦИИ ПАМЯТИ ЭВМ	4
1.1. ОСНОВНЫЕ ХАРАКТЕРИСТИКИ ЗАПОМИНАЮЩИХ УСТРОЙСТВ	4
1.2. КЛАССИФИКАЦИЯ ЗАПОМИНАЮЩИХ УСТРОЙСТВ	9
1.2.1. Классификация ЗУ по функциональному назначению	9
1.2.2. Классификация ЗУ по принципу организации.....	16
1.3. СИСТЕМЫ ПАМЯТИ: КЛАССИФИКАЦИЯ, КРИТЕРИИ ОЦЕНКИ.....	22
ГЛАВА 2. ПОЛУПРОВОДНИКОВЫЕ ЗАПОМИНАЮЩИЕ УСТРОЙСТВА	30
2.1. ОРГАНИЗАЦИЯ БИС ЗУ С ПРОИЗВОЛЬНЫМ ДОСТУПОМ.....	31
2.2. СТАТИЧЕСКИЕ ЗУ С ПРОИЗВОЛЬНЫМ ДОСТУПОМ	35
2.3. ДИНАМИЧЕСКИЕ ПОЛУПРОВОДНИКОВЫЕ ЗУ С ПРОИЗВОЛЬНЫМ ДОСТУПОМ	40
2.3.1. Асинхронная динамическая память DRAM.....	41
2.3.2. Синхронная динамическая память SDRAM.....	45
2.3.3. Синхронная динамическая память DDR SDRAM	51
2.3.4. Регенерация информации в динамических ЗУ	52
2.3.5. Динамическая память RDRAM	54
2.3.6. Модули динамических оперативных ЗУ.....	59
2.4. ПОСТОЯННЫЕ ЗАПОМИНАЮЩИЕ УСТРОЙСТВА	62
2.4.1. Разновидности постоянных ЗУ.....	63
2.4.2. Флэш-память	66
2.5. ДРУГИЕ ТИПЫ ПОЛУПРОВОДНИКОВЫХ ЗАПОМИНАЮЩИХ УСТРОЙСТВ	70
ГЛАВА 3. ЗАПОМИНАЮЩИЕ УСТРОЙСТВА С ПОДВИЖНЫМ НОСИТЕЛЕМ	74
3.1. ЗАПОМИНАЮЩИЕ УСТРОЙСТВА НА ЖЕСТКИХ МАГНИТНЫХ ДИСКАХ	74
3.1.1. Общие сведения об устройстве жестких дисков	75
3.1.2. Интерфейсы жестких дисков	79
3.2. ЗАПОМИНАЮЩИЕ УСТРОЙСТВА НА ОПТИЧЕСКИХ ДИСКАХ.....	89
3.2.1. Оптические диски.....	89
3.2.2. Организация данных на оптических дисках	97
3.2.3. Приводы оптических дисков	102
3.3. ЗАПОМИНАЮЩИЕ УСТРОЙСТВА СО СМЕННЫМИ МАГНИТНЫМИ НОСИТЕЛЯМИ	105
3.3.1. Накопители на гибких магнитных дисках.....	106
3.3.2. Запоминающие устройства со сменными магнитными и магнитооптическими дисками	109
3.3.3. Накопители на магнитных лентах	113

ГЛАВА 4. МЕТОДЫ ОЦЕНКИ ХАРАКТЕРИСТИК И ПОВЫШЕНИЯ ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ ПАМЯТИ.....	117
4.1. МЕТОДЫ ОЦЕНКИ ВРЕМЕННЫХ ХАРАКТЕРИСТИК ЗУ	117
4.1.1. Экспериментальные методы оценки	117
4.1.2. Теоретические методы оценки.....	120
4.2. МЕТОДЫ ПОВЫШЕНИЯ ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ ПАМЯТИ ЭВМ.....	126
4.2.1. Использование кэш-памяти	127
4.2.2. Диспетчеризация (управление порядком) обслуживания обращений	135
4.2.3. Организация дисковых массивов (RAID).....	138
4.3. НАПРАВЛЕНИЯ РАЗВИТИЯ ЗУ	143
БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК	146
ПРЕДМЕТНЫЙ УКАЗАТЕЛЬ.....	147

**Михаил Васильевич Копейкин
Виктор Валентинович Спиридонов
Елена Олеговна Шумова**

ОРГАНИЗАЦИЯ ЭВМ И СИСТЕМ

(Память ЭВМ)

Учебное пособие

Редактор И.Н. Садчикова

Сводный темплан 2004 г.

Лицензия ЛР № 020308 от 14.02.97

Санитарно-эпидемиологическое заключение № 78.01.07.953.П.005641.11.03 от 2003 г.

Подписано в печать

Формат 60×84 1/16.

Б. кн.-журн.

П.л.

Б.л.

РТП РИО СЗТУ

Тираж

экз.

Заказ

Редакционно-издательский отдел

Северо-Западный государственный заочный технический университет

РИО СЗТУ, член Издательско-полиграфической ассоциации вузов

Санкт-Петербурга

191186, Санкт-Петербург, ул. Миллионная, 5