

11.1 Внешняя память

Важным звеном в иерархии запоминающих устройств является внешняя, или вторичная память, реализуемая на базе различных ЗУ. Наиболее распространенные виды таких ЗУ — это магнитные и оптические диски и магнитоленточные устройства.

11.2 Магнитные диски

Информация в ЗУ на магнитных дисках (МД) хранится на плоских металлических или пластиковых пластинах (дисках), покрытых магнитным материалом. Данные записываются и считываются с диска с помощью электромагнитной катушки, называемой *головкой считывания/записи*, которая в процессе считывания и записи неподвижна, в то время как диск вращается относительно нее. При записи на головку подаются электрические импульсы, намагничивающие участок поверхности под ней, причем характер намагниченности поверхности различен в зависимости от направления тока в катушке. Считывание базируется на электрическом токе наводимом в катушке головки, под воздействием перемещающегося относительно нее магнитного поля. Когда под головкой проходит участок поверхности диска в катушке наводится ток той же полярности, что использовался для записи информации. Несмотря на разнообразие типов магнитных дисков, принципы их организации обычно однотипны.

Организация данных и форматирование. Данные на диске организованы в виде набора концентрических окружностей, называемых *дорожками* (рис. 11.2.1). Каждая из них имеет ту же ширину, что и головка. Соседние дорожки разделены промежутками. Это предотвращает ошибки из-за смещения головки или из-за интерференции магнитных полей. Как правило, для упрощения электроники принимается, что на всех дорожках может храниться одинаковое количество информации. Таким образом, плотность записи увеличивается от внешних дорожек к внутренним.

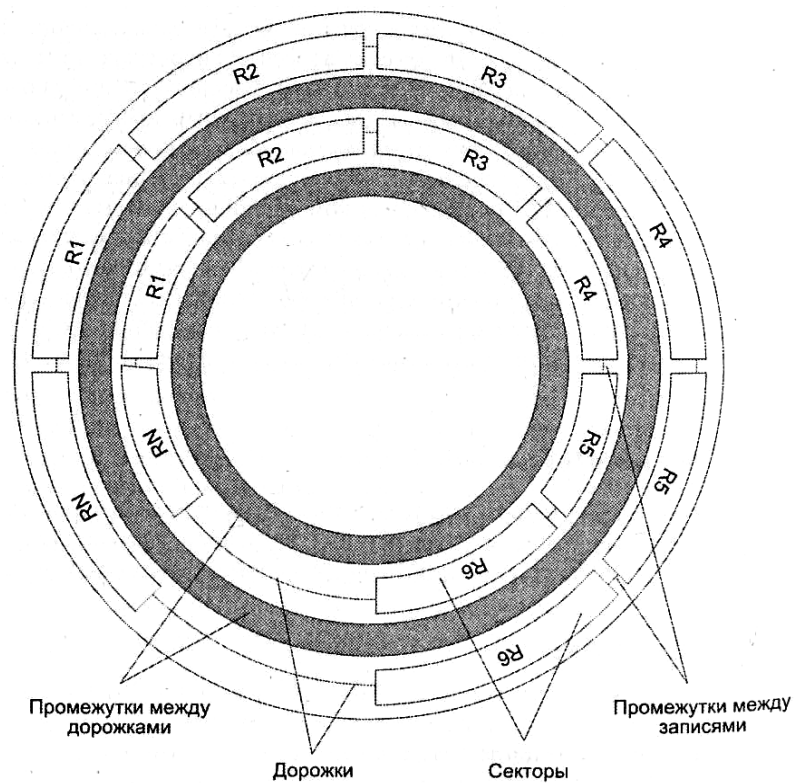


Рис. 11.2.1 Порядок размещения информации на магнитном диске

Обмен информацией с МД осуществляется блоками. Размер блока обычно меньше емкости дорожки, и данные на дорожке хранятся в виде последовательных областей — *секторов*, разделенных между собой промежутками. Размер сектора равен минимальному размеру блока.

Типовое число секторов на дорожке колеблется от 10 до 100. При такой организации должны быть заданы точка отсчета секторов и способ определения начала и конца каждого сектора. Все это обеспечивается с помощью *форматирования*, в ходе которого на диск заносится служебная информация, недоступная пользователю и используемая только аппаратурой дискового ЗУ.

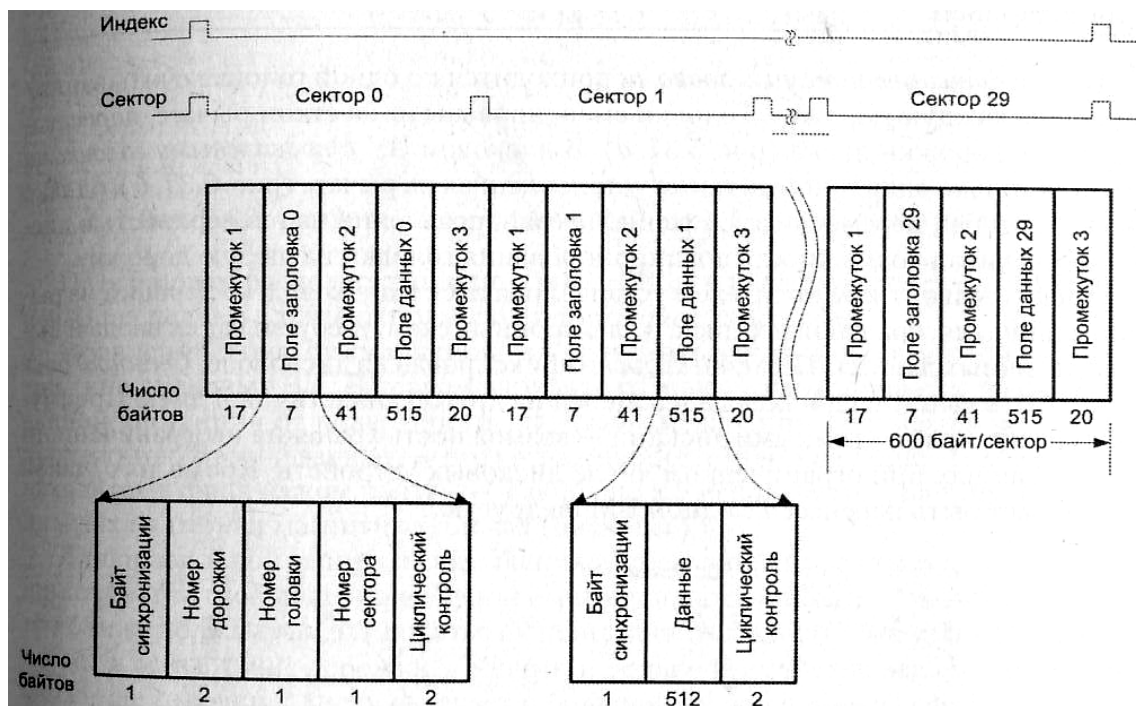


Рис. 11.2.2 Формат дорожки диска типа «Винчестер» (Seagate ST506)

Пример разметки МД показан на рис. 5.36. Здесь каждая дорожка включает в себя 30 секторов по 600 байт в каждом. Сектор хранит 512 байт данных и управляющую информацию, нужную для контроллера диска. Поле заголовка содержит информацию, служащую для идентификации сектора. Байт синхронизации представляет собой характерную двоичную комбинацию, позволяющую определить начало поля. Номер дорожки определяет дорожку на поверхности. Если в накопителе используется несколько дисков, то номер головки определяет нужную Поверхность. Поле заголовка и поле данных содержат также код циклического контроля, позволяющий обнаружить ошибки. Обычно этот код формируется последовательным сложением по модулю 2 всех байтов, хранящихся в поле.

11.3 Дискковая кэш-память

Концепция кэш-памяти применима и к дисковым ЗУ. Принцип кэширования дисков во многом схож с принципом кэширования основной памяти, хотя способы доступа к диску и ОП существенно разнятся. Если время обращения к любой ячейке ОП одинаково, то для диска оно зависит от целого ряда факторов. Во-первых, нужно затратить некоторое время для установки головки считывания/записи на нужную дорожку. Во-вторых, поскольку при движении головки вибрирует, необходимо подождать, чтобы она успокоилась. В-третьих, искомый сектор может оказаться под головкой также лишь спустя некоторое время.

Дискковая кэш-память представляет собой память с произвольным доступом, «размещенную» между дисками и ОП. Емкость такой памяти обычно достаточно велика — от 8 Мбайт и более. Пересылка информации между дисками и основной памятью организуется контроллером дискковой кэш-памяти. Изготавливается дискковая кэш-память на базе таких же

полупроводниковых запоминающих устройства что и основная память, поэтому в ряде случаев с ней обращаются как с дополнительной основной памятью. С другой стороны, в ряде операционных систем, та как UNIX, в качестве дискового кэша используется область основной памяти.

В дисковой кэш-памяти хранятся блоки информации, которые с большой *вероятностью* будут востребованы в ближайшем будущем. Принцип локальности, обеспечивающий эффективность обычной кэш-памяти, справедлив и для дисковой, приводя к сокращению времени ввода/вывода данных от величин 20-30 мс до значений порядка 2-5 мс, в зависимости объема передаваемой информации.

В качестве единицы пересылки может выступать сектор, несколько секторов, а так же одна или несколько дорожек диска. Кроме того, иногда применяется пересылка информации, начиная с выбранного сектора на дорожке до ее конца. В случае пересылки секторов кэш-память заполняется не только требуемым сектором, но секторами, непосредственно следующими за ним, так как известно, что в большинстве случаев взаимосвязанные данные хранятся в соседних секторах. Этот метод известен также как *опережающее чтение* (read ahead).

В дисковых кэшах обычно используется алгоритм сквозной записи. Специфика состоит в том, что далеко не всю информацию, перемещаемую между дисками основной памятью, выгодно помещать в дисковый кэш. В ряде случаев определенные данные и команды целесообразно пересылать напрямую между ОП и диском. До этой причине в системах с дисковым кэшем предусматривают специальный динамический механизм, позволяющий переключать тракт пересылки информации: через кэш или минуя его.

Одна из привлекательных сторон дискового кэша в том, что связанные с ним преимущества могут быть получены без изменений в имеющемся аппаратном и программном обеспечении. Многие серийно выпускаемые дисковые кэши интегрированы в состав дисковых ЗУ. В качестве примера можно привести модель 23 системы IBM 3880, в состав которой входят дисковые ЗУ со встроенным контроллером кэш-памяти и кэш-памятью емкостью от 8 до 64 Мбайт. Дисковая кэш-память применяется и в персональных ВМ.

Дисковая кэш-память обычно включает в себя средства для обнаружения и исправления ошибок. Так, в уже упоминавшейся модели 23 системы IBM 3880 имеются средства для обнаружения тройных ошибок (одновременного появления ошибок в трех разрядах) и исправления одиночных, двойных и большинства тройных ошибок. Более ранняя модель 13 той же системы имела кэш-память емкостью 4-8 Мбайт и умела обнаруживать двойные и исправлять одиночные ошибки. В обеих моделях замещение информации в кэше производится в соответствии с алгоритмом минимального предыдущего использования (LRU).

Примечательно, что архитектура кэш-памяти современных магнитных дисков типа «винчестер» реализует полностью ассоциативное отображение.

11.4 Массивы магнитных дисков с избыточностью

Магнитные диски, будучи основой внешней памяти любой ВМ, одновременно остаются и одним из «узких мест» из-за сравнительно высокой стоимости, недостаточной производительности и отказоустойчивости. Характерно, что если в плане стоимости и надежности ситуация улучшается, то разрыв в производительности между МД и ядром ВМ постоянно растет. Так, при удвоении быстродействия процессоров примерно каждые два года для МД такое удвоение было достигнуто лишь спустя десять лет. Ясно, что уже с самого начала использования подсистем памяти на базе МД не прекращаются попытки улучшить их характеристики. Одно из наиболее интересных и универсальных усовершенствований было предложено в 1987 г учеными университета Беркли (Калифорния). Проект известен под аббревиатурой RAID (Redundant Array of Independent (or Inexpensive) Disks) — *массив независимых (или недорогих) дисков с избыточностью*. В основе концепции RAID лежит переход от одного физического МД большой емкости к массиву недорогих независимо и параллельно работающих физических дисковых ЗУ, рассматриваемых операционной системой как одно большое логическое дисковое запоминающее устройство. Такой подход позволяет повысить производительность дисковой памяти за счет возможности параллельного обслуживания запросов на считывание и запись, при условии, что данные находятся на разных дисках. Повышенная надежность достигается тем, что в массиве дисков хранится избыточная информация, позволяющая обнаружить и исправить возможные ошибки. На период, когда концепция RAID была впервые предложена, определенный выигрыш достигался и в плане стоимости. В настоящее время, с развитием технологии производства МД, утверждение об экономичности массивов RAID становится проблематичным, что, однако, вполне компенсируется их повышенными быстродействием и отказоустойчивостью.

В настоящее время производители RAID-систем, объединившиеся в ассоциацию RAB (RAID Advisory Board), договорились о единой классификации RAID, включающей в себя семь уровней. Хотя ни одна из схем массива МД не может быть признана идеальной для всех случаев, каждая из них позволяет существенно улучшить какой-то из показателей (производительность, отказоустойчивость) либо добиться наиболее подходящего сочетания этих показателей. Для всех уровней RAID характерны три общих свойства:

- RAID представляет собой набор физических дисковых ЗУ, управляемых операционной системой и рассматриваемых как один логический диск;
- данные распределены по физическим дискам массива;
- избыточное дисковое пространство используется для хранения дополнительной информации, гарантирующей восстановление данных в случае отказа диска.

Повышение производительности дисковой подсистемы в RAID достигается с помощью приема, *называемую расслоением или расщеплением (striping)*. В его основе лежит разбиение данных и дискового пространства на сегменты, так называемые *полосы* (strip — узкая полоса). Полосы распределяются по различным дискам массива, в соответствии с определенной системой. Это позволяет производить параллельное считывание или запись сразу нескольких полос, если они расположены разных дисках. В идеальном случае производительность дисковой подсистемы может быть увеличена в число раз, равное количеству дисков в массиве, размер (ширина) полосы выбирается исходя из особенностей каждого уровня RAID и может быть равен биту, байту, размеру физического сектора МД (обычно 512 байт) или размеру дорожки.

Чаше всего логически последовательные полосы распределяются по последовательным дискам массива. Так, в n -дисковом массиве n первых логических полос физически расположены как первые полосы на каждом из n дисков, следующие n -полос — как вторые полосы на каждом физическом диске и т. д. Набор логически последовательных полос, одинаково расположенных на каждом ЗУ массива, называют *поясом* (stripe - широкая полоса).

Как уже упоминалось, минимальный объем информации, считываемый с МД или записываемый на него за один раз, равен размеру физического сектора диска. Это приводит к определенным проблемам при меньшей ширине полосы, которые в RAID обычно решаются за счет усложнения контроллера МД.

Повышение отказоустойчивости дисковой подсистемы. Одной из целей концепции RAID была возможность обнаружения и коррекции ошибок, возникающих при отказах дисков или в результате сбоев. Достигается это за счет избыточного дискового пространства, которое задействуется для хранения дополнительной информации, позволяющей восстановить искаженные или утерянные данные. В RAID предусмотрены три вида такой информации:

- дублирование;
- код Хэмминга;
- биты паритета.

Первый из вариантов заключается в дублировании всех данных, при условии, что экземпляры одних и тех же данных расположены на разных дисках массива. Это позволяет при отказе одного из дисков воспользоваться соответствующей информацией, хранящейся на исправных МД. В принципе распределение информации по дискам массива может быть произвольным, но для сокращения издержек, связанных с поиском копии, обычно применяется разбиение массива на пары МД, где в каждой паре дисков информация идентична и одинаково расположена. При таком дублировании для управления парой дисков может использоваться общий или отдельные контроллеры. Избыточность дискового массива здесь составляет 100%. второй способ формирования корректирующей информации основан на

вычислении кода Хэмминга для каждой группы полос, одинаково расположенных на всех дисках массива (пояса). Корректирующие биты хранятся на специально выделенных для этой цели дополнительных дисках (по одному диску на каждый бит). Так, для массива из десяти МД требуются четыре таких дополнительных диска, убыточность в данном случае близка к 30%.

В третьем случае вместо кода Хэмминга для каждого набора полос, расположенных в идентичной позиции на всех дисках массива, вычисляется контрольная полоса, состоящая из битов паритета. В ней значение отдельного бита формируется как сумма по модулю два для одноименных битов во всех контролируемых полосах. Для хранения полос паритета требуется только один дополнительный диск. В случае отказа какого-либо из дисков массива производится обращение к диску паритета, и данные восстанавливаются по битам паритета и данным от остальных дисков массива. Реконструкция данных достаточно проста. Рассмотрим массив из пяти дисковых ЗУ, где диски X_0 - X_3 содержат данные, а X_4 — это диск паритета. Паритет для i -го бита вычисляется как

$$X_{4,i} = X_{3,i} \oplus X_{2,i} \oplus X_{1,i} \oplus X_{0,i}.$$

Предположим, что дисковод X_1 отказал. Если мы добавим $X_{4,i} \oplus X_{1,i}$ к обеим частям предыдущего выражения, то получим:

$$X_{1,i} = X_{4,i} \oplus X_{3,i} \oplus X_{2,i} \oplus X_{0,i}.$$

Таким образом, содержимое каждой полосы данных на любом диске массива может быть восстановлено по содержимому соответствующих полос на остальных дисках массива. Избыточность при таком способе в среднем близка к 20%.

11.5 RAID уровня 0

RAID уровня 0, строго говоря, не является полноценным членом семейства RAID, поскольку данная схема не содержит избыточности и нацелена только на повышение производительности в ущерб надежности.

В основе RAID 0 лежит расслоение данных. Полосы распределены по всем дискам массива дисковых ЗУ по циклической схеме (рис. 11.5.1). Преимущество такого распределения в том, что если требуется записать или прочитать логически последовательные полосы, то несколько таких полос (вплоть до n) могут обрабатываться параллельно, за счет чего существенно снижается общее время ввода/вывода. Ширина полос в RAID 0 варьируется в зависимости от применения, но в любом случае она не менее размера физического сектора МД.

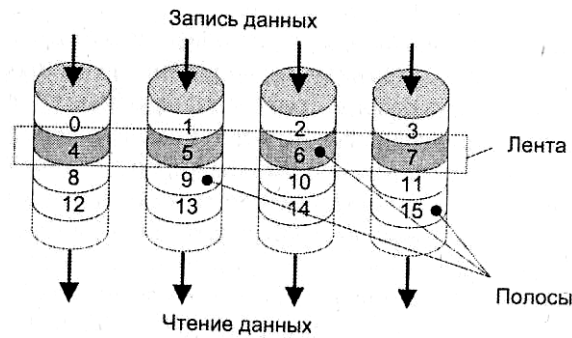


Рис. 11.5.1 RAID уровня 0

RAID 0 обеспечивает наиболее эффективное использование дискового пространства и максимальную производительность дисковой подсистемы при минимальных затратах и простоте реализации. Недостатком является незащищенность данных — отказ одного из дисков ведет к разрушению целостности данных во всем массиве. Тем не менее существует ряд приложений, где производительность и емкость дисковой системы намного важнее возможного снижения надежности. К таким можно отнести задачи, оперирующие большими файлами данных, в основном в режиме считывания информации (библиотеки изображений, большие таблицы и т. п.), и где загрузка информации в основную память должна производиться как можно быстрее. Учитывая отсутствие в RAID 0 средств по защите данных, желательно хранить дубликаты файлов на другом, более надежном носителе информации, например на магнитной ленте.

11.6 RAID уровня 1

В RAID 1 избыточность достигается с помощью дублирования данных. В принципе исходные данные и их копии могут размещаться по дисковому массиву произвольно, главное чтобы они находились на разных дисках. В плане быстродействия и простоты реализации выгоднее, когда данные и копии располагаются идентично на одинаковых дисках. Рис 11.6.1 показывает, что, как и в RAID 0, здесь имеет место разбиение данных на полосы. Однако в этом случае каждая логическая полоса отображается на два отдельных физических диска, так что каждый диск в массиве имеет так называемый «зеркальный» диск, содержащий идентичные данные. Для управления каждой парой дисков может быть использован общий контроллер, тогда данные сначала записываются на основной диск, а затем — на «зеркальный» («зеркалирование»). Более эффективно применение самостоятельных контроллеров для каждого диска, что позволяет производить одновременную запись на оба диска.

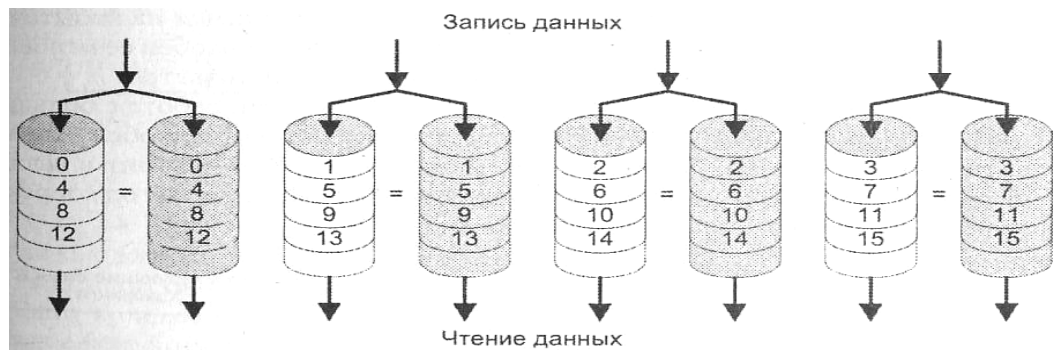


Рис. 11.6.1 RAID уровня 1

Запрос на чтение может быть обслужен тем из двух дисков, которому в данный момент требуется меньшее время поиска и меньшая задержка вращения. Запрос на запись требует, чтобы были обновлены обе соответствующие полосы, но это выполнимо и параллельно, причем задержка определяется тем диском, которому нужны большие время поиска и задержка вращения. В то же время у RAID 1 нет дополнительных затрат времени на вычисление вспомогательной корректирующей информации. Когда одно дисковое ЗУ отказывает, данные могут быть просто взяты со второго.

Принципиальный изъян RAID I - высокая стоимость: требуется вдвое больше дискового пространства. По этой причине использование RAID I обычно ограничивают хранением загрузочных разделов, системного программного обеспечения и данных, а также других особенно критичных файлов: RAID I обеспечивает резервное копирование всех данных, так что в случае отказа диска критическая информация доступна практически немедленно.

11.7 RAID уровня 2

В системах RAID 2 используется техника параллельного доступа, где в выполнении каждого запроса на В/ВЫВ одновременно участвуют все диски. Обычно шпиндели всех дисков синхронизированы так, что головки каждого ЗУ в каждый момент времени находятся в одинаковых позициях. Данные разбиваются на полосы длиной в 1 бит и распределены по дискам массива таким образом, что полное машинное слово представляется поясом, то есть число дисков равно длине машинного слова в битах. Для каждого слова вычисляется корректирующий код (обычно это код Хэмминга, способный корректировать одиночные и обнаруживать двойные ошибки), который, также побитового, хранится на дополнительных дисках (рис. 11.7.1). Например, для массива, ориентированного на 32-разрядные слова (32 основных диска) требуется семь дополнительных дисковых ЗУ (корректирующий код состоит из 7 разрядов).

При записи вычисляется корректирующий код, который заносится на отведенные для него диски. При каждом чтении производится доступ ко всем дискам массива, включая дополнительные. Считанные данные вместе с корректирующим кодом подаются на контроллер дискового массива, где

происходит повторное вычисление корректирующего кода и его сравнение с хранившимся на избыточных дисках. Если присутствует одиночная ошибка, контроллер способен ее мгновенно распознать и исправить, так что время считывания не увеличивается.

RAID 2 позволяет достичь высокой скорости В/ВЫВ при работе с большими последовательными записями, но становится неэффективным при обслуживании записей небольшой длины. Основное преимущество RAID 2 состоит в высокой степени защиты информации, однако предлагаемый в этой схеме метод коррекции уже встроен в каждое из современных дисковых ЗУ.



Рис. 11.7.1 RAID уровня 2

Корректирующие разряды вычисляются для каждого сектора диска и хранятся в соответствующем поле этих секторов. В таких условиях использование нескольких избыточных дисков представляется неэффективным, и массивы уровня RAID 2 в настоящее время не производятся.

11.8 RAID уровня 3

RAID 3 организован сходно с RAID2. Отличие в том, что RAID 3 требует только дополнительного диска — диска паритета, вне зависимости от того, насколько велик массив дисков (рис. 11.8.1). В RAID 3 используется параллельный доступ к данным, разбитым на полосы длиной в бит или байт. Все диски массива синхронизированы. Вместо кода Хэмминга для набора полос идентичный позиции на всех дисках массива (пояса) вычисляется полоса, состоящая из битов паритета. В случае отказа дискового ЗУ производится обращение к диску паритета, и данные восстанавливаются по битам паритета и данным от остальных дисков массива.

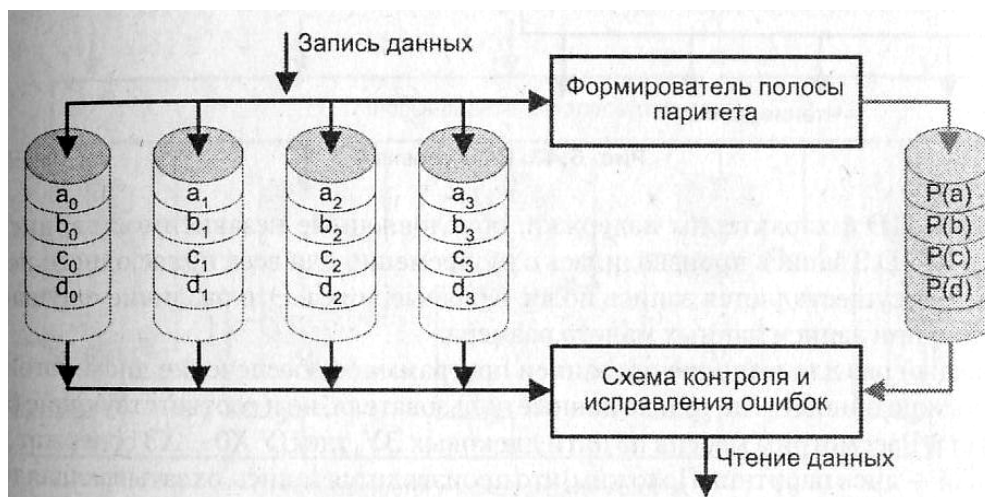


Рис. 11.8 RAID уровня 3

Так как данные разбиты на очень маленькие полосы, RAID 3 позволяет достигать очень высоких скоростей передачи данных. Каждый запрос на ввод/вывод приводит к параллельной передаче данных со всех дисков. Для приложений, связанных с большими пересылками данных, это обстоятельство очень существенно. Другой стороны, параллельное обслуживание одиночных запросов невозможно, и производительность дисковой подсистемы в этом случае падает.

Ввиду того что для хранения избыточной информации нужен всего один диск, причем независимо от их числа в массиве, именно уровню RAID 3 отдается предпочтение перед RAID 2.

11.9 RAID уровня 4

По своей идее и технике формирования избыточной информации RAID 4 идентичен RAID 3, только размер полос в RAID 4 значительно больше (обычно один - два физических блока на диске). Главное отличие состоит в том, что в RAID 4 используется техника независимого доступа, когда каждое ЗУ массива в состоянии функционировать независимо, так, что отдельные запросы на ввод/вывод могут удовлетворяться параллельно (рис, 11.9.1).

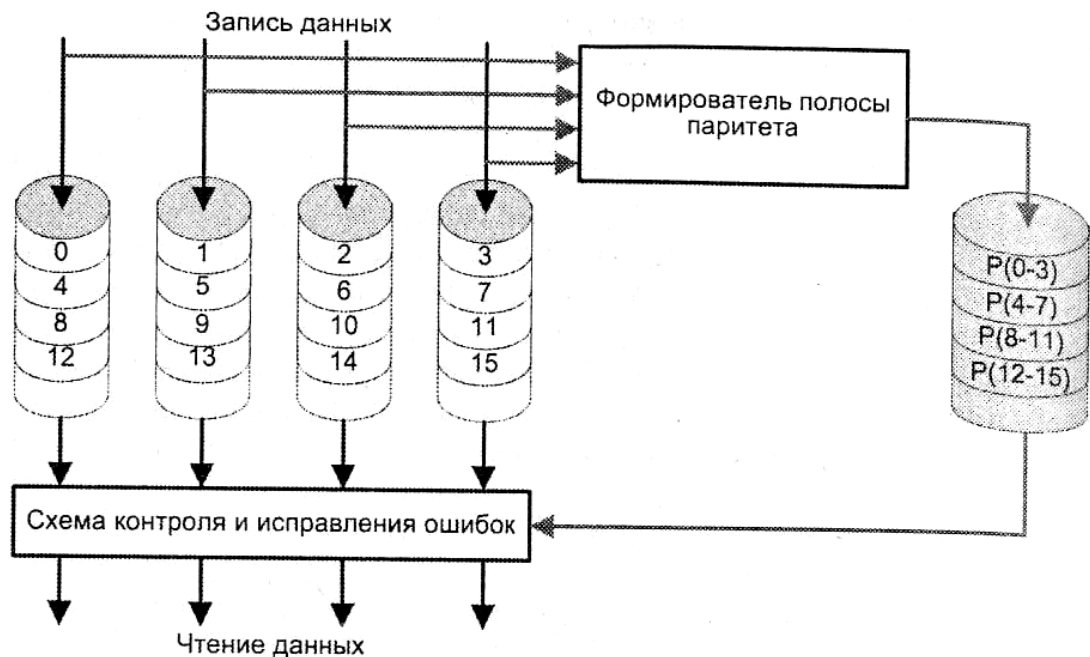


Рис. 11.9.1 RAID уровня 4

Для RAID 4 характерны издержки, обусловленные независимостью дисков. Если в RAID 3 запись производилась одновременно для всех полос одного пояса, в RAID 4 осуществляется запись полос в разные пояса. Это различие ощущается особенно при записи данных малого размера.

Каждый раз для выполнения записи программное обеспечение дискового массива должно обновить не только данные пользователя, но и соответствующие биты паритета. Рассмотрим массив из пяти дисковых ЗУ, где ЗУ $X_0 \dots X_3$ содержат данные, а X_4 — диск паритета. Положим, что производится запись, охватывающая только полосу на диске X_1 . Первоначально для каждого бита i мы имеем следующее соотношение:

$$X_{4i} = X_{3i} \oplus X_{2i} \oplus X_{1i} \oplus X_{0i}.$$

После обновления для потенциально измененных битов, обозначаемых с помощью апострофа, получаем:

$$\begin{aligned} X_{4i}' &= X_{3i} \oplus X_{2i} \oplus X_{1i}' \oplus X_{0i} = \\ &= X_{3i} \oplus X_{2i} \oplus X_{1i}' \oplus X_{0i} \oplus X_{1i} \oplus X_{1i} = \\ &= X_{4i} \oplus X_{1i} \oplus X_{1i}'. \end{aligned}$$

Для вычисления новой полосы паритета программное обеспечение управления массивом должно прочитать старую полосу пользователя и старую полосу паритета. Затем оно может заменить эти две полосы новой полосой данных и новой вычисленной полосой паритета. Таким образом, запись каждой полосы связана с двумя операциями чтения и двумя операциями записи.

В случае записи большого объема информации, охватывающего полосы на всех дисках, паритет вычисляется достаточно легко путем расчета, в котором участвуют только новые биты данных, то есть содержимое диска паритета может быть обновлено параллельно с дисками данных и не требует дополнительных операций чтения и записи. Массивы RAID 4 наиболее подходят для приложений, требующих поддержки высокого темпа

поступления запросов ввода/вывода, и уступает RAID 3 там, где приоритетен большой объем пересылок данных.

11.10 RAID уровня 5

RAID 5 имеет структуру, напоминающую RAID 4. Различие заключается в том, что RAID 5 не содержит отдельного диска для хранения полос паритета, а разносит их по всем дискам. Типичное распределение осуществляется по циклической схеме, как это показано на рис. 11.10.1. В n-дисковом массиве полоса паритета вычисляется для полос n-1 дисков, расположенных в одном поясе, и хранится в том же поясе, но на диске, который не учитывался при вычислении паритета. При переходе от одного пояса к другому эта схема циклически повторяется.

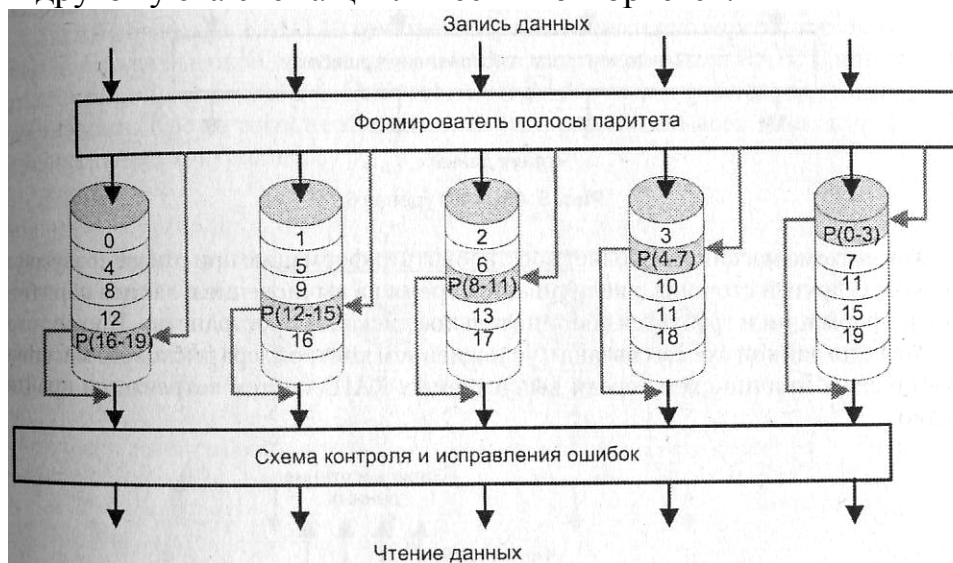


Рис. 11.10.1. RAID уровня 5

Распределение полос паритета по всем дискам предотвращает возникновение проблемы, упоминавшейся для RAID 4.

11.11 RAID уровня 6

RAID 6 очень похож на RAID 5. Данные также разбиваются на полосы размером в блок и распределяются по всем дискам массива. Аналогично, полосы паритета распределены по разным дискам. Доступ к полосам независимый и асинхронный. Различие состоит в том, что на каждом диске хранится не одна, а две полосы паритета. Первая из них, как и в RAID 5, содержит контрольную информацию для полос, расположенных на горизонтальном срезе массива (за исключением диска, где эта полоса паритета хранится). В дополнение формируется и записывается вторая полоса паритета, контролирующая все полосы какого-то одного диска массива (вертикальный срез массива), но только не того, где хранится полоса паритета. Сказанное иллюстрируется рис. 11.11.

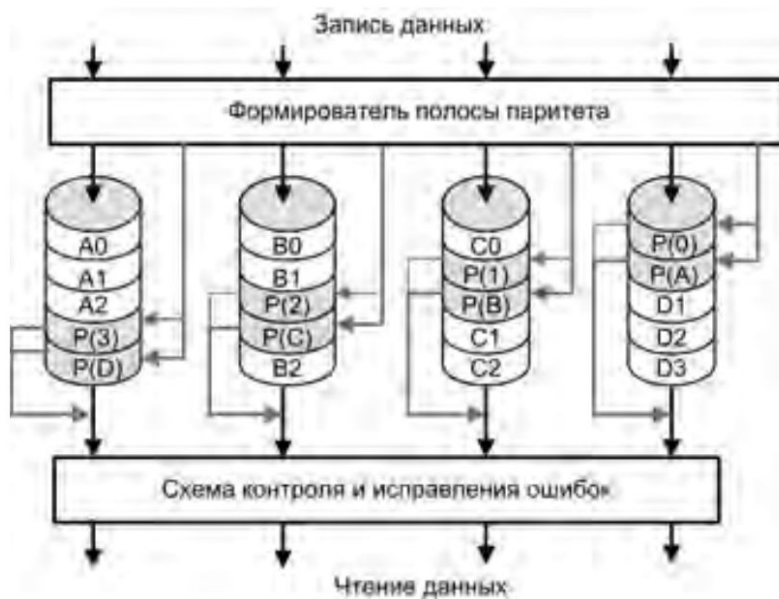


Рис. 11.11 RAID уровня 6

Такая схема массива позволяет восстановить информацию при отказе сразу двух дисков. С другой стороны, увеличивается время на вычисление и запись паритетной информации и требуется дополнительное дисковое пространство. Кроме того, реализация данной схемы связана с усложнением контроллера дискового массива.

11.12 Особенности реализации RAID-систем

Массивы RAID могут быть реализованы программно, аппаратно или как комбинация программных и аппаратных средств.

При программной реализации используются обычные дисковые контроллеры и стандартные команды ввода/вывода. Работа дисковых ЗУ в соответствии с алгоритмами различных уровней RAID обеспечивается программами операционной системы ВМ. Программный режим RAID предусмотрен, например, в Windows NT. Это дает возможность программного изменения уровня RAID, в зависимости от особенностей решаемой задачи. Хотя программный способ является наиболее дешевым, он не позволяет добиться высокого уровня производительности, характерного для аппаратной реализации RAID.

Аппаратурная реализация RAID предполагает возложение всех или большей части функций по управлению массивом дисковых ЗУ на соответствующее оборудование, при этом возможны два подхода. Первый из них заключается в замен стандартных контроллеров дисковых ЗУ на специализированные, устанавливаемые на место стандартных. Базовая ВМ общается с контроллерами на уровне обычных команд ввода/вывода, а режим RAID обеспечивают контроллеры. Как и обычные специализированные контроллеры, адаптеры ориентированы на определенный вид шины. Поскольку наиболее распространенной шиной для подключения дисковых ЗУ в настоящее время является шина SCSI, большинство производителей RAID-систем ориентируют свои изделия на протокол SCSI, определяемый

стандартами ANSI X3.131 и ISO/IEC. При втором способе аппаратной реализации RAID-система выполняется как автономное устройство, объединяющее в одном корпусе массив дисков и контроллер. Контроллер содержит микропроцессор и работает под управлением собственной операционной системы, полностью реализующей различные RAID-режимы. Такая подсистема подключается к шине базовой ВМ или к ее каналу ввода/вывода как обычное дисковое ЗУ.

При аппаратной реализации RAID-систем обычно предусматривается возможность замены неисправных дисков без потери информации и без остановки работы. Кроме того, многие из таких систем позволяют разбивать отдельные диски на разделы, причем разные разделы дисков могут объединяться в соответствии с различными уровнями RAID.