به نام خدا

محمدمهدی آقاجانی

تمرین چهارم سیستم عامل

استاد طاهری جوان

بخش بن بست

تمرین اول : در مورد شکل زیر به سوالها پاسخ دهید

بله بن بست رخ داده است .فرض کنیم چهار را ه ها منبع هستند و ماشین ها فرآیند . در این صورت دو ماشین دقیقا همزمان نمیتوانند از آن عبور کنند.در این شکل دو به دو ناسازگاری طبق آنچه که توضیح دادیم وجود دارد.هم چنین ماشین ها وقتی در چهار راه منتظر میمانند در چهار راه توقف میکنند بنا براین منبع مورد نظر را رها نمیکنند (در این حالت اگر امکان دنده عقب وجود داشته باشد این شرط ارضا نمیشود) . هم چنین ماشینی اگر در چهار راه باشد کسی به زور نمیتواند چهار راه را از او پس بگیرد همچنین انتظار چرخشی نیز همانطور که از شکل پیدا ست وجود دارد پس هر چهار شرط کافمن بر قرار هستند و احتمال بن بست در اینجا وجود دارد.

راه کار های مقابله :

همانطور که در بالا اشاره شد میتوان امکان دنده عقب را برای ماشین ها در نظر گرفت که در این صورت دیگر بن بست رخ نمیدهد . یا اینکه در چراغ راهنمایی تا وقتی یک طرف چهار راه پشت سر هم ماشین می آید چراغ های دیگر چهار راه قرمز بمانند و اجازه عبور نیابند.

تمرین دوم : فرض کنید برای مقابله با بن بست، شش راه کار زیر وجود دارد. سوال های الف و ب را کاملا تحلیل کنید

الف)

۱- در این حالت رتبه بندی به صورت زیر خواهد بود(اولین رتبه ، بدترین است) :

- **کشف بن بست و به عقب برگرداندن فرآیند ها**
- **کشف بن بست و از بین بردن فرآیند های دخیل**
- **الگوریتم بانکدار**
- **شروع مجدد فرآیند**
- **دادن شماره ترتیبی**
- **رزرو تمام منابع**

علت اینکه کشف بن بست سنگین است این است که باید هر چند وقت یکبار الگوریتمی را اجرا کند تا بن بست را کشف کند و بعد الگوریتمی را اجرا کند تا بن بست را بر طرف کند . همچنین الگوریتم بانکدار نیز خود ناز به محاسبات ئیش بینی دارد . شروع مجدد فرآیند نیز ممکن است مدام چند فرآیند را نصفه اجرا کند و همین بهره وری را کاهش دهد. اما رزرو منابع در ابتدای اجرا شاید منابع را بیش از حد اشغال کند اما پردازنده را اشغال نمیکند.

۲- رتبه بندی به صورت زیر است (اولین رتبه ، بدترین است) :

- **رزرو تمام منابع در شروع**
- **دادن شماره ترتیبی**
- **الگوریتم بانکدار**

- **شروع مجدد فرآیند**
- **کشف بن بست**

الگوریتم هایی که منابع را بیشتر اشغال میکنند در واقع جلوی بیشتر موازی اجرا شدن را میگیرند در نتیجه الگوریتمی مثل رزرو تمامی منابع در شروع خیلی مانع موازی اجرا شدن میشود.

ب)خیر!!

تمرین سوم : راه کار زیر را برای مساله فیلسوف های خورنده، هم از نظر بن بست و هم از نظر گرسنگی کاملا تحلیل کنید

احتمال گرسنگی وجود دارد بدین صورت که اگر یکی از فیلسوف ها موفق شود که دو چنگال در دست بگیرد و شروع به خوردن کند سپس به فیلسوفان دیگر هر یک، یک نوبت برسد در صورت در صورت اتمام خوردن به یک فیلسوف دیگر نوبت میرسد و اگر این فیلسوف هم خوردنش تمام شود دوباره ممکن است به همان فیلسوف اول که غذاخورده بود نوبت برسد پس احتمال گرسنگی وجود دارد. اما بن بست رخ نمیدهد زیرا یکی از شرط های کافمن را ارضا نمیکند و آن این است که یک فیلسوف اگر نتواند غذا بخورد آن قاشقی که در دستانش است را بر روی میز بر میگرداند پس در واقع هر فرآیند در حالت انتظار منابع در اختیار خود را داوطلبانه آزاد میکند.

تمرین چهارم : به نظر شما آیا یک سیستم می تواند تشخیص دهد برخی از فرآیندها دچار گرسنگی شده اند؟ اگر پاسخ شما مثبت است، راهکار خود را تشریح کنید. اگر پاسخ منفی است، سیستم چگونه باید با مساله گرسنگی کنار بیاید؟

این کار امکان پذیر است اما هزینه بر است . مثلا میتواند یک سقفی از مدت زمان سرویس ندادن به یک فرآیند را تعیین نمود سپس هر فرآیندی که در آن سقف سرویس نگرفته بود یعنی دچار گرسنگی شده است بنا براین باید الگوریتم های مناسبی در سیستم انتخاب کنیم تا با گرسنگی مواجه نشویم

تمرین پنجم : به نظر شما ایده اصلیِ پشت الگوریتم بانکدار در زندگی روزمره هم کاربرد دارد؟ دربارهٔ سودمندی)یا عدم سودمندیِ(این ایده در دنیای واقعی کمی بحث کنید و مثال بزنید

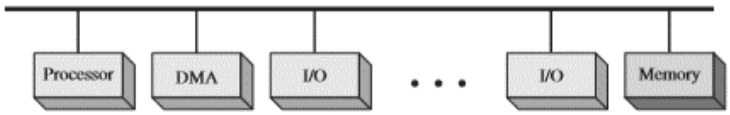
بله . میتواند سودمند باشد. وقتی انسان بدهکار است و همزمان از برخی نیز طلبکار است باید نسبت به اتفاقات مالی اطراف خود هشیارانه عمل کند مثلا در این شرایط قرض کردن از کسی میتواند شمشیر دو لبه باشد همچنین قرض دادن به کسی هم میتواند شمشیر دو لبه باشد و با یک تصمیم گیری در هر یک از شرایط بالا موجبات ضرر مالی را فراهم آورد

بخش حافظه جانبی و سیستم فایل

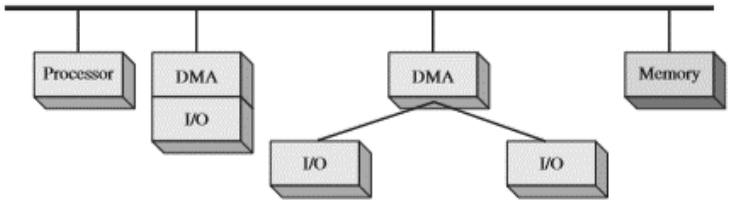
تمرین ۱:دربارهٔ پیکربندی های مختلف DMAو گذرگاه سیستم تحقیق کنید.

پردازنده برای دسترسی به کنترل کننده های دستگاه ها نیاز به آدرس آن‌ها دارد(چه روی حافظه نگاشت شده باشند چه خیر).کنترل کننده میتواند هر بار با نرخ یک بایت به کنترل کننده دستگاه ها درخواست بدهد که این عمل برای وسیله ای چون دیسک اصلا استفاده می‌کنیم.البته برای استفاده از آن باید DMAبه صرفه نیست.پس به جای آن از می‌تواند مستقل از پردازنده DMA را نیز داشته باشیم.کنترل کننده DMAکنترل‌کننده و بدون توجه به مکان فیزیکی اش به گذرگاه سیستم دسترسی داشته باشد.این کنترل کننده شامل چندین ثبات است(همچون ثبات آدرس حافظه، یک ثبات شمارشگر بایت مورد استفاده جهت انتقال ، واحد انتقال و ...) که پردازنده می‌تواند روی I/O،پورت های را پردازنده با استفاده از ثبات هایش DMAآن بنویسد یا از روی آن بخواند.در ابتدا تا پردازنده بداند چه چیزی را باید به کجا منتقل نماید.همچنین برنامه ریزی می‌کند فرمانی را به کنترل گممده دیسک صادر می‌کند تا داده ها را از بافرهای داخلی دیسک خوانده و صحیت آن را بررسی کند.هنگامی مه داده‌های معتبر درون بافر کنترل کننده انتقال را با DMA می‌تواند آغاز شود.کنترل کننده DMAریسک قرار گیرند عملیات صدور یک درخواست خواندن از طریق گذرگاه به کنترل کننده دیسک آغاز می-کند(مرحله *).این درخواست با خواندن مانند سایر درخواست‌های خواندن بوده و کنترل کننده دیسک نمی‌داند که آیا درخواست از پردازنده آمده است و یا از کنترل کننده .معمولا آدرس خانه‌ای از حافظه که باید درون آن نوشته شود برروی خطوط DMA آدرس گذرگاه قراردارد، به طوری که وقتی کنترل کننده دیسک، کلمه بعدی را از بافر درونی اش واکشی می‌کند می‌داند کجا باید آن را بنویسد.نوشتن در حافظه، یک سیکل

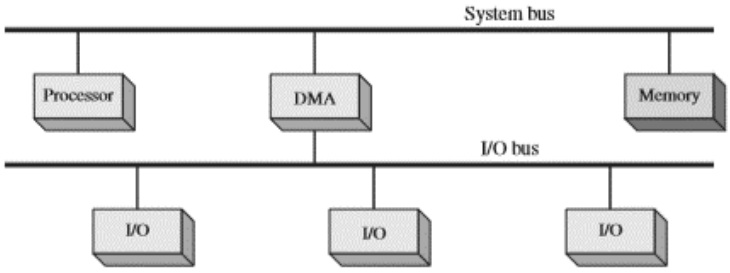
استاندارد دیگر گذرگاه می‌باشد(مرحله **).هنگامی که نوشتن کامل می‌شود کنترل از طریق گذرگاه می-DMAکننده دیسک یک سیگنال تصدیق به کنترل کننده آدرس حافظه مورد استفاده از افزایش DMAفرستد(مرحله *).سپس کنترل کننده می‌دهد و شمارشگر بایت را کاهش می‌دهد.در صورتی که شمارشگر بایت هنوز بیشتر از صفر باشد، مراحل دو تا چهار تا صفر شدن آن تکرار می‌شوند.در این مرحله یک وقفه ایجاد می‌کند.هنگامی که سیستم عامل فعال می‌شود مجبور نیست که یک بلوک را در به DMAحافظه کپی نماید، چون آن بلوک قبلا در حافظه قرار داده شده است. رفتار چندین روش متفاوت میتواند پیکربندی شود. برخی از امکانات در شکل زیر آمده است. در اولین مثال تمام پودمان ها از یک گذرگاه سیستم مشترک استفاده میکنند. پودمان ایفای نقش میکند، از ورودی خروجی برنامه ریزی processor به عنوان جانشین DMA . چنین پیکربندی ای با اینکه ارزان O/اشده برای تعویض داده بین حافظه و پودمان است اما بهینه نیست چراکه هر انتقال داده به دو چرخه گذرگاه نیاز دارد.در روش دوم و DMAمیتوان، تعداد چرخه های مورد نیاز گذرگاه را با یک یکپارچه کردن پودمان و یک یا تعداد بیشتری DMA کوتاه کرد. بدین معنا که یک مسیر بین پودمان I/O ممکن DMA وجود دارد که گذرگاه داده را شامل نمیشود. درواقع منطق O/Iپودمان باشد و یا یک پودمان مجزا باشد که کنترل یک یا چند O/Iاست بخشی از پودمان از طریق DMA و I/O را برعهده دارد. این مفهوم میتواند با اتصال پودمان O/Iپودمان ، کمی پیشرفته تر شود. O/Iگذرگاه**



(a) Single-bus, detached DMA



(b) Single-bus, integrated DMA-I/O



(c) I/O bus

تمرین ۲ : دربارهٔ طرح RAIDبرای دیسک های چندگانه تحقیق کنید. تفاوت سطوح مختلف RAIDرا بررسی کنید.

گرداننده‌های دیسک هر روز ارزانتر و کوچک‌تر می‌شوند، لذا امروزه می‌توان تعداد زیادی از دیسک‌ها را به سیستم کامپیوتری وصل کرد . اگر تعداد دیسک‌های موجود در سیستم زیاد باشد و این دیسک‌ها به طور موازی کار کنند، نرخ نوشتن و خواندن داده–ها بهبود می‌یابد. علاوه براین، منجر به قابلیت اعتماد ذخیره‌سازی داده می‌شود، زیرا اطلاعات اضافی را می‌توان بر روی چندین دیسک ذخیره کرد . بنابراین، خراب شدن یک دیسک منجر به ازبین رفتن داده‌ها نمی‌شود . تکنیک‌های گوناگونی از سازماندهی دیسک که آرایه‌ی دیسک‌های مستقل با افزونگی (RAID) نامیده می‌شود، برای کارایی و قابلیت اعتماد به کار می‌روند.

در گذشته، RAIDها شامل دیسک‌های کوچک و ارزان بودند، که جایگزین کارآمدی برای دیسک‌های بزرگ و گران محسوب می‌شدند . امروزه، RAIDها به جای دلایل اقتصادی، به دلیل قابلیت اعتماد بالا و نرخ بیشتر انتقال داده‌ها به کار گرفته می‌شوند . در گذشته، I در RAID از Inexpensive گرفته شد که به معنای ارزان است، ولی امروزه I در RAID از Independent گرفته شد که به معنای مستقل است.

سطوح RAID

قابلیت اعتماد دیسک‌های آینه‌ای، بالاست، ولی گران است. نواربندی، منجر به نرخ بالای انتقال داده‌ها می شود، ولی قابلیت اعتماد را بهبود نمی‌بخشد. طرح‌های زیادی برای تدارک افزونگی با هزینه‌ی کم تدارک دیده شدند. این طرح ها از ایده‌ی نواربندی دیسک همراه با بیت‌های توازن استفاده می‌کنند. این طرح‌ها از نظر توازن

بین هزینه و کارایی باهم فرق می‌کنند و به سطوحی بهنام سطوح RAID دسته بندی می‌شوند.

اکنون سطوح مختلف را شرح می‌دهیم. در شکل زیر، P نشان دهنده‌ی بیت تصحیح خطا، و C نشان دهنده‌ی کپی دوم داده‌ها است. در تمام مواردی که در شکل آمده است، چهار دیسک برای ذخیره‌ی داده‌های ارزشمند و بقیه برای ذخیره‌ی داده‌های افزونگی به کار می‌روند. این داده‌های اضافی برای ترمیم خرابی مفید هستند.

RAID سطح صفر: این سطح به آرایه‌های دیسک با نواربندی سطح بلوک‌ها مربوط می‌شود، اما فاقد هرگونه افزونگی است (مثل آینه‌ای و بیت‌های توازن). قسمت الف شکل، آرایه‌ای به اندازه‌ی ۴ را نشان می دهد.

RAID سطح ۱: این سطح به آیینه‌ای کردن دیسک مربوط می‌شود. قسمت ب شکل، یک سازماندهی آینه‌ای را نشان می‌دهد که چهار دیسک، داده‌های با ارزش را ذخیره می‌کنند.

RAID سطح ۲: این سطح به نام سازمان کد تصحیح خطای سبک حافظه (ECC) خواند می‌شود. سیستم‌های حافظه، با استفاده از بیت‌های توازن، کشف خطا را پیاده‌سازی می‌کنند. هر بایت در سیستم حافظه، ممکن است دارای یک بیت توازن باشد که مشخص می‌کند تعداد بیت‌های یک بایت که مقدار آنها یکسان است، زوج است (توازن = صفر) یا فرد (توازن = ۱). اگر یکی از بیت‌های موجود در بایت خراب شود (۱ به صفر تبدیل شود یا بر عکس)، توازن بایت تغییر می‌کند و با توازن ذخیره شده تطبیق نمی‌کند. متشابهاً، اگر بیت توازن ذخیره شده خراب شود، با توازن محاسبه شده تطبیق نمی‌کند . بنابراین، تمام خطاهای تک بیتی توسط سیستم حافظه تشخیص داده می‌شود. طرح‌های تصحیح خطا دو یا چند بیت اضافی را ذخیره می‌کنند و در

صورتی که یک بیت خراب شود، داده‌ها را می‌توانند بازسازی کنند. ایده‌ی ECC مستقیماً می‌تواند از طریق نواربندی بایت‌ها در دیسک‌ها، در آرایه‌های دیسک مورد استفاده قرار گیرد. به عنوان مثال، اولین بیت هر بایت می‌تواند در دیسک ۱ ذخیره شود، دومی در دیسک ۲ و غیره. این روند ادامه می‌یابد تا بیت هشتم در دیسک ۸ قرار گیرد و بیت‌های تصحیح خطا در دیسک‌های دیگری ذخیره شوند. این طرح در شکل آمده است که در آن، دیسک‌هایی با برچسب P، بیت‌های تصحیح ذخیره می کنند. اگر یکی از دیسک‌ها خراب شود، بیت‌های باقیمانده‌ی آن بایت و بیت‌های تصحیح خطای مربوط به آن می تواند از دیسک‌های دیگر خوانده شوند و برای بازسازی داده خراب شده به‌کار گرفته شود. قسمت پ شکل آرایه‌ای به اندازه ی ۴ را نشان می‌دهد. توجه کنید که RAID سطح ۲، برای چهار دیسک از داده‌ها به یک دیسک اضافه نیاز دارد. در حالی که در RAID سطح ۱، به چهار دیسک اضافی نیاز است .

RAID سطح ۳: این سطح که به نام سازمان توازن جایگذاری بیت خوانده می‌شود، سطح ۲ را بهبود می‌بخشد. در این سطح، کنترلگرهای دیسک می‌توانند تشخیص دهند که آیا سکتورها درست خوانده شدند یا خیر. درنتیجه می‌توان از یک بیت توازن برای تشخیص و تصحیح خطا استفاده کرد. این کار به این صورت است: اگر یکی از سکتورها خراب شود، دقیقاً می دانیم که آن سکتور کدام است، و برای هر بیت موجود در سکتور، می‌توانیم تشخیص دهیم که آیا یک یا صفر است. برای این کار، توازن بیت‌های متناظر در سکتورهای توازن بیت‌های دیگر را محاسبه می‌کنیم. اگر توازن بیت‌های باقیمانده برابر با توازن ذخیره شده باشد، بیت از دست رفته، صفراست، وگرنه یک می‌باشد. RAID سطح ۳ به خوبی سطح ۲ است ولی به تعداد کمتری از

دیسک‌ها نیاز دارد (فقط به یک دیسک اضافی نیاز دارد). لذا، سطح ۲ در عمل به کار نمی‌آید. این طرح در قسمت ت شکل آمده است.

RAID سطح ۳ نسبت به سطح ۱، برتری دارد. برخلاف سطح ۱ که برای هر دیسک نیاز به یک دیسک آینه‌ای بود، در سطح ۳ برای چندین دیسک معمولی نیاز به یک دیسک توازن است.

لذا، سربار ذخیره سازی کاهش می‌یابد. چون خواندن و نوشتن بایت‌ها با نواربندی N طرفه‌ی داده‌ها بر روی چندین دیسک پخش می‌شود، نرخ انتقال برای خواندن با نوشتن یک بلوک N برابر سریع تر از RAID سطح ۱ با استفاده از نواربندی N طرفه است. از طرف دیگر، RAID سطح ۳، در هر ثانیه از تعداد اندکی از I/O پشتیبانی می‌کند، زیرا هر دیسک باید در هر درخواست I/O شرکت کند.

مسئله‌ی دیگر کارایی RAID سطح ۳ – و تمام سطوح RAID مبتنی بر توازن – گران بودن محاسبات و نوشتن توازن است. این سربار منجر به کند شدن عمل نوشتن، در مقایسه با آرایه‌های RAID بدون توازن می شود. برای تعدیل این جریمه‌ی کارایی، بسیاری از آرایه‌های حافظه‌ی RAID شامل کنترلگر سخت افزاری همراه با سخت افزار توازن اختصاصی است. این کنترلگر، محاسبات توازن از CPU را به آرایه واگذار می‌کند. آرایه دارای حافظه ی نهان NVRAM است که در اثنای محاسبه‌ی توازن، بلوک‌ها را ذخیره می‌کند و نوشتن از کنترلگر به محورهای دیسک را در میانگیر قرار می‌دهد. این ترکیب موجب می‌شود سرعت RAID با توازن به سرعت RAID بدون توازن برسد. در حقیقت، آرایه‌ی حافظه‌ی نهان که RAID با توازن را پیاده سازی می‌کند، نسبت به حالت بدون حافظه‌ی نهان و بدون توازن، ارجح است.

RAID سطح ۴: این سطح که سازمان توازن جایگذاری بلوک نام دارد، همانند RAID سطح صفر از نواربندی سطح بلوک استفاده می‌کند و یک بلوک توازن را در دیسک جداگانه‌ای نگه می‌دارد تا با بلوک‌هایی از N دیسک دیگر، تناظر برقرار شود. این طرح در قسمت ث شکل آمده است. اگر یکی از دیسک‌ها خراب شود، بلوک توازن می‌تواند با بلوک‌های متناظر در دیسک‌های دیگر به کار گرفته شود تا بلوک‌های دیسک خراب شده را بازیابی کند.

خواندن بلوک فقط به یک دیسک دستیابی دارد و اجازه می‌دهد که سایر درخواست‌ها توسط دیسک-های دیگر پردازش شوند. لذا، نرخ انتقال داده‌ها برای هر دستیابی، کندتر است، اما چندین دستیابی خواندن می‌توانند به طور موازی انجام شوند و در نتیجه نرخ کلی I/O افزایش یابد. نرخ‌های انتقال برای خواندن‌های بزرگ، زیاد است، زیرا تمام دیسک‌ها را می‌توان به طور موازی خواند. نرخ انتقال نوشتن‌های بزرگ نیز زیاد است، زیرا داده‌ها و توازن می‌توانند به طور موازی نوشته شوند.

از طرف دیگر، نوشتن‌های کوچک و مستقل، نمی‌توانند به طور موازی انجام شوند. نوشتن بلوک باید به دیسکی دستیابی داشته باشد که بلوک در آنجا ذخیره شده است. علاوه بر این باید به دیسک توازن نیز دستیابی داشته باشد، زیرا بلوک توازن باید نوسازی شود. مقدار قبلی بلوک توازن و مقدار قبلی بلوکی که در حال نوشتن است، برای توازن جدیدی که در حال محاسبه شدن است، باید خوانده شود. این عمل را چرخه‌ی خواندن-اصلاح-نوشتن گویند. لذا، در یک عمل نوشتن چهار بار به دیسک دستیابی می‌شود: دو خواندن برای دو بلوک قبلی، و دو نوشتن برای دو بلوک جدید. WAFL از RAID سطح ۴ استفاده می‌کند، زیرا این سطح RAID اجازه می‌دهد دیسک-ها به طور یکنواخت به مجموعه‌ی RAID اضافه شوند. اگر دیسک‌های اضافه شده، با

بلوک‌های حاوی صفر مقدار اولیه بگیرند، آنگاه مقدار توازن تغییر نمی‌کند، و مجموعه‌ی RAID هنوز درست است.

RAID سطح ۵: در این سطح که توازن توزیع شده‌ی جایگذاری بلوک نام دارد، از این جهت با سطح ۴ متفاوت است که داده و توازن را بین N+۱ دیسک پخش می‌کند (در سطح ۴، داده‌ها در N دیسک و توازن در یک دیسک ذخیره می‌شد). برای هر بلوک، یکی از دیسک‌ها، توازن و سایر دیسک‌ها، داده‌ها را ذخیره می‌کنند. به عنوان مثال، در آرایه‌ای با ۵ دیسک، توازن مربوط به بلوک nام در دیسک ۱ + (n mod ۵) ذخیره می‌شود. این سازماندهی در قسمت ج شکل نشان داده شده است. در این شکل، Pها در تمام دیسک‌ها توزیع می‌شوند. بلوک توازن نمی‌تواند توازن مربوط به بلوک‌ها را در یک دیسک ذخیره کند، زیرا خرابی دیسک منجر به مفقود شدن داده‌ها و توازن می‌شود. در نتیجه، قابل ترمیم نیست. RAID سطح ۵ با پخش توازن در تمام دیسک‌ها، از به کارگیری یک دیسک توازن اجتناب می‌کند.

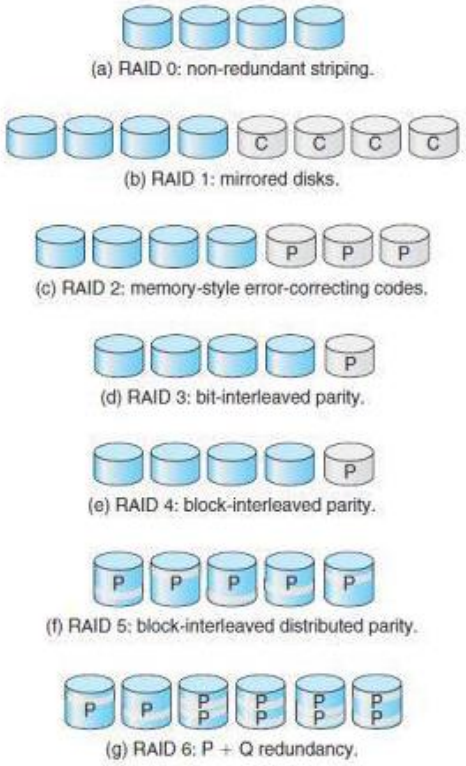
RAID سطح ۶: این سطح که طرح افزونگی P+Q نام دارد، خیلی شبیه به RAID سطح ۵ است، اما اطلاعات اضافی را ذخیره می‌کند تا در اثر خرابی چندین دیسک، امکان بازیابی داده‌ها وجود داشته باشد. به جای استفاده از توازن، کدهای تصحیح خطایی مثل کدهای رید–سالامون به کار گرفته می‌شوند. در طرحی که قسمت چ شکل آمده است، برای هر چهار بیت از داده‌ها،دو بیت از داده‌ی اضافی ذخیره شده است (بر خلاف یک بیت توازن در RAID سطح ۵)، و سیستم می‌تواند خرابی دو دیسک را تحمل کند.

RAID سطح ۱+۰: این سطح ترکیبی از RAID سطوح صفر و یک است. RAID سطح صفر، کارایی را تدارک می‌بیند، در حالی که RAID سطح ۱ قابلیت اعتماد را ارائه

می‌کند. به طور کلی، کارایی بهتری نسبت به RAID سطح ۵ ارائه می‌کند. در محیط-هایی متداول است که کارایی و قابلیت اعتماد مهم باشند. متاسفانه، دیسک‌های مورد نیاز برای ذخیره‌سازی را دوبرابر می‌کند (همانند RAID سطح ۱) و در نتیجه گران است. در RAID سطح ۱+۰، مجموعه‌ای از دیسک‌ها نواربندی می‌شوند، و سپس این نوار به نوار معادل دیگر آینه‌ای می‌شود.

گزینه‌ی دیگری از RAID که در حال متداول شدن است، RAID سطح ۰+۱ است ک دیسک‌ها به صورت جفت‌هایی آینه‌ای می‌شوند، و سپس این جفت‌های آینه‌ای، نواربندی می‌شوند.

این RAID از نظر تئوری نسبت به RAID سطح ۱+۰ امتیازاتی دارد. به عنوان مثال، اگر یک دیسک در RAID سطح ۱+۰ خراب شود، کل نوار غیر قابل دسترس است و فقط نوار بعدی مهیا است. اگر RAID سطح ۰+۱ خرابی به وجود آید، یک دیسک مهیا نیست، اما جفت آینه‌ای آن همانند سایر دیسک‌ها آماده است. سرانجام، یادآور می‌شویم که تغییرات زیادی در سطوح مختلف RAID به وجود آمده است. در نتیجه، ممکن است سطوح RAID دقیقاً همان چیزی نباشند که در اینجا مطرح شده‌اند.



(a) RAID 0: non-redundant striping.

(b) RAID 1: mirrored disks.

(c) RAID 2: memory-style error-correcting codes.

(d) RAID 3: bit-interleaved parity.

(e) RAID 4: block-interleaved parity.

(f) RAID 5: block-interleaved distributed parity.

(g) RAID 6: P + Q redundancy.

Figure 10.11 RAID levels.

تمرین ۳:استفاده از حافظهٔ پنهان (Cache) برای دیسک چه مزیت هایی دارد؟

حافظه پنهان دیسک

واژه حافظه نهان معمولا درباره حافظه ای بکار میرود که کوچکتر و سریعتر از حافظه اصلی باشد و در بین حافظه اصلی و پردازنده قرار گیرد.چنین حافظه پنهانی با بهره گیری از اصل محلی بودن ، متوسط زمان دسترسی به حافظه را کاهش دهد.

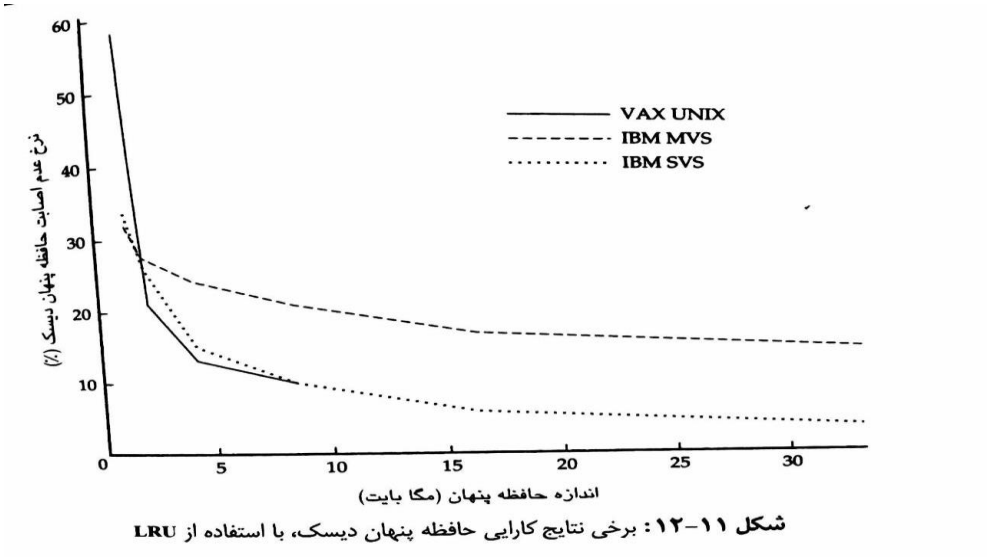
همین اصل میتواند برای حافظه دیسک هم اعمال شود. بطور مشخص حافظه پنهان دیسک میانگیری در حافظه اصلی ، برای قطاع های دیسک است . این حافظه پنهان حاوی یک کپی از برخی قطاع های دیسک است.. هنگامی که یک درخواست ورودی/خروجی برای قطاع خاصی مطرح شود وجود قطاع مزبور در حافظه پنهان بررسی می شود. اگر موجود باشد ، درخواست از طریق حافظه پنهان برآورده می شود وگرنه قطاع درخواست شده از دیسک به داخل حافظه پنهان دیسک خوانده می شود.

به دلیل پدیده محلی بودن مراجعات ، زمانی که بلوکی از داده ها برای یک درخواست ورودی/خروجی به داخل حافظه پنهان آورده می شود، به احتمال زیاد در آینده نیز به این بلوک مراجعه خواهد شد.

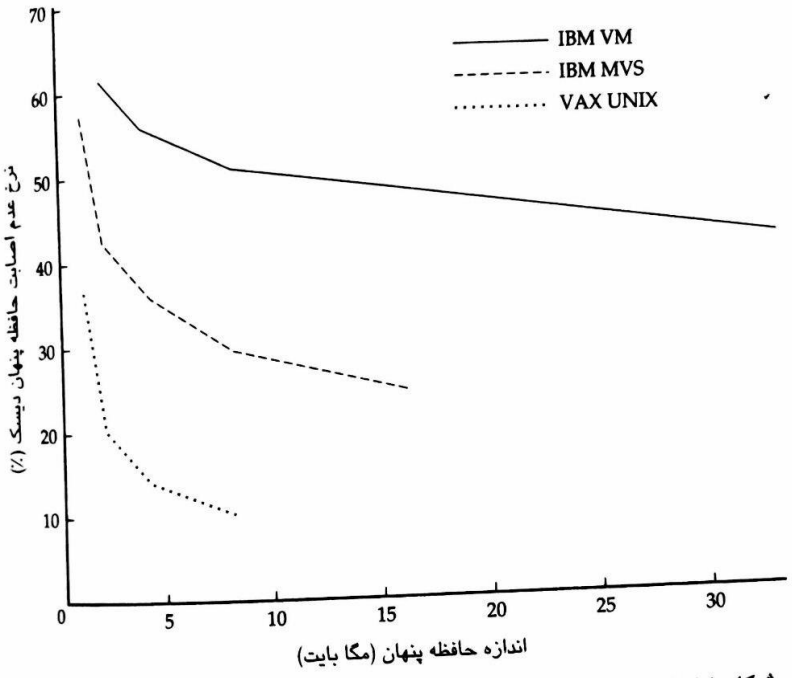
موضوع کارایی حتافظه پنهان به این مساله منجر می شود که آیا می توان به یک نسبت عدم اصابت موردنظر رسید؟ این مطلب به رفتار محلی بودن مراجعات به دیسک، الگوریتم جایگزینی و دیگر عوامل طراحی بستگی دارد.اصولا نسبت عدم اصابت تابعی از اندازه حافظه پنهان دیسک است.

مقایسه نمودار های نتایج کارایی حافظه پنهان با استفاده از LRU (least frequently used) **با کارایی آن با استفاده از الگوریتم جایگزینی بر پایه تکرار ، یکی از خطرات چنین**

ارزیابی کارایی را گوشزد میکند. به نظر می رسد این شکل ها مبین کارایی بهتر LRU از الگوریتم جایگزینی بر پایه تکرار است. ولی اگر الگوهای مراجعه یکسان، با بکارگیری ساختار حافظه پنهان مشابه ، مورد مقایسه قرار گیرند، الگوریتم جایگزینی بر پایه تکرار برتری دارد.بنابراین علاوه بر مسائل طراحی مرتبط مثل بلوک، ترتیب دقیق الگوهای مراجعه نیز تاثیر عمیقی بر کارایی خواهند داشت.



شکل ۱۱-۱۲: برخی نتایج کارایی حافظه پنهان دیسک، با استفاده از **LRU**



شکل ۱۱-۱۳: کارایی حافظه پنهان دیسک با استفاده از جایگزینی بر پایه تکرار [ROBI90]

تمرین ۴:دربارهٔ جدول FATدر سیستم عامل DOSتحقیق کنید

شکل دیگری از تخصیص پیوندی(در این روش هر فایل یک لیست پیوندی از بلوک های دیسک را دارد ، به طوری که بلوک های دیسک میتوانند در هر جایی از دیسک باشند دایرکتوری حاوی اشاره گر هایی به اولین و اخرین بلوک فایل است.) استفاده از جدول ایجاد فایل (FAT) است. این روش ساده و کار آمد در سیستم عامل MS- DOS و OS/۲ مورد استفاده قرار میگیرد. بخشی از دیسک در ابتدای هر پارتیشن برای نگه داری این جدول در نظر گرفته میشود. هر بلوک دیسک یک ورودی در این جدول دارد و جدول بر حسب شماره بلوک شاخص بندی شده است. این جدول همانند لیست پیوندی به کار گرفته میشود. ورودی دایرکتوری شامل شماره اولین بلوک فایل است. ورودی جدول بر حسب شماره بلوک شاخص بندی میشود و حاوی شماره بلوک بعدی موجود در فایل است. این زنجیر تا اخرین بلوک ادامه می یابد که حاوی مقدار خاصی برای نمایش انتهای فایل است. بلوک های بلا استفاده در جدول با صفر مشخص میشوند. برای تخصیص بلوک های جدید به فایل، ورودیی از جدول با مقدار صفر پیدا میشود و به جای مقدار نشانگر انتهای فایل ، ادرس بلوک جدید قرار میگیرد و مقدار انتهای فایل به جای صفر قرار میگیرد . نمونه ای از دیسک FAT برای فایل حاوی بلوک های دیسک ۲۱۷ و ۶۱۶ و ۳۳۹ در شکل زیر آماده است .

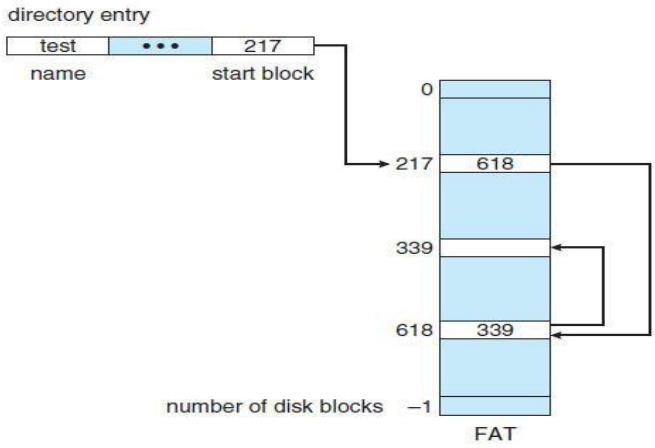


Figure 12.7 File-allocation table.

توجه شود که استفاده از این جدول برای تخصیص فایل ، منجر به پیگرد های هد دیسک میشود ، مگر اینکه FAT در حافظه پنهان شود. هد دیسک باید به ابتدای پارتیشن منتقل شود تا FAT را بخواند و محل بلوک مطلوب را بیابد. و سپس به مخل بلوک خود برود د بدترین حالت، برای هر بلوک این دو انتقال هد صورت میگیرد . فایده اش این است که زمان دستیابی تصادفی بهبود میابد، زیرا هد دیسک میتواند محل هر بلوک را با خواندن اطلاعات موجود درFAT پیدا کند..

تمرین ۵:دربارهٔ سیستم NTFSدر ویندوز تحقیق کنید. خصوصیات مهم آن را بیان کنید

سیستم پرونده در ویندوز:

W۲K از چند سیستم پرونده از جمله جدول تخصیص پرونده (FAT) که روی windows۹۵ MS-DOS,OS/۲, اجرا می شود حمایت می کند. ولی پدید آورندگان W۲K سیستم پرونده جدیدی نیز طراحی کرده اند که سیستم پرونده NTFS(new technology file system) میباشد و برای برآوردن نیازهای بالای ایستگاه های کاری و خدمتگزارها در نظر گرفته شده است.موارد زیر مثال هایی از کاربردهای با نیاز بالا هستند.

- **کاربردهای مشتری/خدمتگزار مثل خدمتگذارهای پرونده ها ، خدمتگزارهای محاسبات و خدمتگزارهای پایگاه داده ها**
- **کاربردهای مهندسی و علمی نیازمند منابع بسیار**
- **کاربردهای شبکه برای سیستمهای بزرگ شرکتی**

مشخصه های اصلی NTFS

همانگونه که خواهیم دید NTFS قابل انعطاف و پرقدرت است و بر اساس مدل سیستم پرونده ساده به زیبایی ساخته شده است. مهمترین مشخصه های قابل ذکر NTFS شامل موارد زیر است:

- **قابل ترمیم: در بالای لیست خواسته های سیستم پرونده جدید W۲K قابلیت ترمیم در مقابل فروپاشی های سیستم و شکستهای دیسک قرار دارد.در صورت وقوع چنین شکستهایی ،NTFS قابلیت بازسازی دیسک ها و بازگرداندن آنها به حالت پایدار را دارد. این عمل را با استفاده از یک مدل پردازش تراکنش برای تغییرات سیستم پرونده انجام می دهد.با هر تغییر محسوس ، به عنوان یک عمل تفکیک ناپذیر رفتار**

میشود که یا تمامی آن انجام می پذیرد یا اصلا انجام نمی گیرد.هر تراکنشی که در زمان شکست در حال انجام باشد یا کنار گذاشته میشود یا تکمیل می گردد. علاوه بر آن ،NTFS برای داده های بحرانی سیستم پرونده از ذخیره سازی اضافی استفاده می کند،در نتیجه شکست یک قطاع دیسک موجب از دست رفتن داده هایی که ساختار و وضعیت سیستم پرونده را توصیف میکنند،نمیشود.

- **امنیت: NTFS از مدل شئ W۲K برای اعمال امنیت استفاده می کند. پرونده باز به عنوان یک شئ پرونده با توصیفگر امنیتی که خصیصه های امنیتی آن را تعریف می کند، پیاده سازی میشود.**
- **دیسک ها و پرونده های بزرگ: NTFS کاراکتر از بسیاری از سیستمهای پرونده (ازجمله FAT) از دیسک ها و پرونده های بسیار بزرگ حمایت می کند.**
- **جریان های داده ای چندگانه: با محتوای واقعی پرونده مانند جریانی از بایت ها رفتارمیگردد. در NTFS امکان تعریف جریانهای داده ای چندگانه برای پرونده واحد وجود دارد. مثالی از سودمندی این خصوصیت آنست که W۲K اجازه می دهد توسط سیستمهای macintosh هر پرونده دارای دو مولفه است : داده های پرونده و منابع fork که حاوی اطلاعاتی در مورد پرونده است. NTFS با این دومولفه مانند دو جریان داده رفتار می نماید.**
- **امکان شاخص بندی عام: NTFS مجموعه ای از خصیصه ها را به هر پرونده نسبت می دهد.مجموعه توصیفات پرونده ها در سیستم مدیریت پرونده به صورت یک پایگاه داده رابطه ای سازمان یافته اند،در نتیجه پرونده ها میتوانند با هر خصیصه ای شاخص بندی شوند.**

تمرین ۶:فرمت سطح پایین یا فرمت فیزیکی دیسک چیست؟

دیسک مغناطیسی یک لوح خالی است ، یعنی صفحاتی از ماده ضبط مغناطیسی است. قبل از ذخیره داده ها بر روی دیسک ، باید به قطاعهایی تبدیل شود که کنترل کننده ی دیسک بتواند آنها را بخواند و بنویسد . این فرآیند را فرمت سطح پاییم یا فرمت فیزیکی گویند. فرمت سطح پایین هر قطاع را با ساختمان داده خاصی پر میکند .ساختمان داده هر قطاع معمولا شامل سرایند ،یک ناحیه داده معمولا۵۱۲ بایت و یک پسایند است. سرایند و پسایند حاوی اطلاعاتی اند که توسط کنترل کننده ی دیسک مورد استفاده قرار میگیرد. مثل شماره قطاع و کد تصحیح خطا . اغلب دیسک های سخت در کار خانه سازنده فرمت سطح پایین میشوند.

تمرین ۷:بلاک بد در دیسک چیست؟ این بلاک ها در استراتژی های متفاوت، چگونه مدیریت می شوند؟

چون دیسک ها دارای قطعات متحرک با میزان تحمل پذیری خطای پایینی هستند، احتمال خرابی آن ها وجود دارد. گاهی اوقات خرابی کامل است، در این حالت بایستی دیسک جایگزین شده و محتویات آن از رسانه های پشتیبان بر روی دیسک جدید بازیابی شود. در بیشتر موارد، یک یا چندین قطاع معیوب می شوند. حتی اکثر دیسک هایی که از کارخانه می آیند بلاک های بد دارند. با این بلاک ها، بسته به دیسک و کنترلر مورد استفاده به شیوه های مختلفی برخورد می شود.

در دیسک های ساده، نظیر برخی دیسک ها با کنترلرهای IDE می توان بلاک های بد را به صورت دستی رفع کرد. یک راهبرد، پویش دیسک برای یافتن بلاک های بد در زمان فرمت دیسک است. هر بلاک بدی که پیدا می شود، پرچم غیر قابل استفاده می خورد تا آن که سیستم فایل آنها را تخصیص ندهد. اگر بلاک ها در طی عملیات عادی خراب شوند، بایستی برنامه خاصی (همچون فرمان badblocks در لینوکس) به صورت دستی اجرا شود تا بلاک های بد را جست و جو کرده و همانند حالت قبل، آن ها قفل کرده و از رده خارج کند. معمولا داده هایی که مقیم بلاک های بد بودند، گم می شوند.

دیسک های پیچیده تر در رابطه با ترمیم بلاک ای بد هوشمندانه عمل می کنند. کنترلر، لیستی از بلاک های بد روی دیسک را نگه می دارد. این لیست در کارخانه طی فرمت سطح پایین مقدار اولیه می گیرد و در طول حیات دیسک به روز می گردد. فرمت سطح پایین، قطاع هایی را هم به عنوان یدک به دور از چشم سیستم عامل کنار می گذارد. می توان از

کنترلر خواست تا هر یک از بلاک های بد را به صورت منطقی با یکی از قطاع های یدک جایگزین کند. این طرح به یدک گذاری یا روانه ساختن قطاع معروف است. تراکنش قطاع بد نوعی می تواند به صورت زیر باشد:

- سیستم عامل سعی دارد تا بلاک منطقی ۸۷ را بخواند.

- کنترلر، ECC را محاسبه کرده و در می یابد که قطاع بد است. این یافته را به سیستم عامل گزارش می کند.

- در نوبت بعدی که سیستم مجددا راه اندازی شود، فرمان خاصی اجرا می شود تا به کنترلر بگوید که قطاع بد را با یک قطاع یدک جایگزین کند.

- بعد از آن، هر بار که سیستم، بلاک منطقی ۸۷ را درخواست کند، این درخواست توسط کنترلر به آدرس قطاع جایگزین ترجمه می شود.

توجه داشته باشید که با چنین تغییر مسیری که توسط کنترلر صورت می گیرد ممکن است هر گونه بهینه سازی الگوریتم زمان بندی دیسک سیستم عامل بی اعتبار شود! به همین دلیل بیشتر دیسک ها طوری فرمت می شوند که تعدادی قطاع یدک نیز در هر استوانه باقی بماند و یک استوانه را هم برای یدک نگه می دارند. زمانی که بلاک بعدی تجدید نگاشت می شود، کنترلر در صورت امکان، قطاعی از همان استوانه را به عنوان یدک به کار می برد.

برخی کنترلرها را می توان دستور داد تا به عنوان روش دیگری برای یدک گذاری قطاع، بلاک بد را با لغزاندن قطاع جایگزین کنند. این مثال را ببینید: فرض کنید که بلاک منطقی ۱۷ معیوب می شود و اولین یدک موجود بعد از قطاع ۲۰۲ قرار دارد. در این جا لغزاندن قطاع، نگاشت تمامی قطاع ها را از ۱۷ تا ۲۰۲ با انتقال یک قطاع به پایین تجدید می کند. یعنی قطاع ۲۰۲ به یدک کپی می شود، سپس قطاع ۲۰۱ به ۲۰۲ و پس از آن ۲۰۰ به ۲۰۱

و الی آخر، تا این که قطاع ۱۸ به قطاع ۱۹ کپی شود. به این ترتیب با لغزاندن قطاع ها، فضای قطاع ۱۷ آزاد می شود، لذا قطاع ۱۷ می تواند در آن نگاشته شود.

در حالت کلی، جایگزینی بلاک بد کالا خودکار نیست، چون معمولا داده های بلاک های بد گم می شوند. فرایند در مواجهه با خطاهای نرم می تواد بلاک داده ها را کپی کرده و برای این کار، از یدک گذاری یا لغزاندن بلاک استفاده کند. با این وجود، وقوع یک خطای دشوار غیر قابل ترمیم می تواند باعث از بین رفتن داده ها شود. هر فایلی که از آن بلاک استفاده می کرد بایستی ترمیم یابد (برای نمونه، با بازیابی از نوار پشتیبان) و این کار نیازمند مداخله دستی است.

تمرین ۸:کاربرد بلاکِ بوت در دیسک و سیستم عامل چیست؟ دراین راستا تعاریفی مانند «بوت پارتیشن»، «بوت سکتور» و MBRرا بررسی کنید.

برای اینکه کامپیوتر بتواند اجرای خود را شروع نماید ، برای نمونه ، بازدن دکمه ی power یا با راه اندازی مجدد بایستی یک برنامه ی اولیه برای اجرا داشته باشد. این برنامه ی اولیه بالا آورنده (bootstrap) تمایل به سادگی دارد . تمامی جوانب سیستم را از ثبات های پردازنده گرفته تا کنترلر دستگاه ها و محتویات اصلی مقدار دهی می نماید و سپس اجرای سیستم عامل را شروع میکند. برای انجام این کار، برنامه ی بالاآورنده هسته ی سیستم عامل را از دیسک می یابد، آن را داخل حافظه بار گذاری میکند و به یک آدرس اولیه پرش دارد تا اجرای سیستم را شروع کند . بالاآورنده در اکثر کامپیوتر ها در ROM ذخیره میشود. این مکان مناسب است چون مقدار دهی اولیه برای ROM لازم نبوده و در یک مکان ثابتی قرار دارد که پردازنده میتواند با زدن power یا reset اجرای آن را شروع کند و از آنجایی که ROM فقط خواندنی است ، لذا ویروس کامپیوتری نمیتواند روی آن تاثیر گذار باشد . تنها مساله ی آن این است که تغییر کد این بالا آورنده مستلزم تغییر تراشه های سخت افزاری ROM خواهد بود . به این دلیل ، بیشتر سیستم ها یک برنامه ی بالا آورنده ی بسیار کوچکی در ROM راه انداز ذخیره میکنند که کار آن ، تنها آوردن برنامه ی بالا آورنده ی کامل از دیسک به حافظه است . برنامه ی راه انداز کامل را میتوان به آسانی تغییر داد: نسخه ی جدید آن به سادگی روی دیسک نوشته میشود. برنامه ی بالاآورنده کامل در بلاک های بوت در مکانی ثابت از دیسک ذخیره میشود. هر دیسک یک پارتیشن بوت دارد، دیسک بوت یا دیسک سیستم (boot disk or system disk) نامیده میشود . کد موجود در ROM راه انداز به کنترلر دیسک دستور میدهد تا بلاک های بوت را به داخل حافظه بخواند (در اینجا ، هیچ درایور دستگاهی بار گذاری نشده است) و سپس اجرای آن کد را

شروع میکند . برنامه ی بالاآورنده ی کامل ، پیچیده تر از بار گذار بالاآورنده ی موجود در ROM راه انداز است. آن قادر است کل سیستم عامل را از یک مکان غیر ثابت دیسک باگذاری کرده و اجرای سیستم عامل را شروع نماید. اگر چه کد بالاآورنده ی کامل هم میتواند کوچک باشد.

اکنون به عنوان مثالی در این زمینه ، نگاهی به فرایند راه انداز ی ویندوز می اندازیم . در ابتدا توجه شود که ویندوز به دیسک سخت اجازه میدهد تا به پارتیشن هایی تقسیم شود و یک پارتیشن که به عنوان پارتیشن راه انداز (boot partition) شناخته میشود، شامل سیستم عامل و درایور دستگاه هاست. سیستم ویندوز کد راه انداز خود را در اولین قطاع دیسک سخت ، که تغییر آن ، رکورد راه انداز اصلی یا MBR است قرار میدهد . راه اندازی با اجرای کدی که مقیم حافظه ی ROM سیستم است شروع میشود. این کد سیستم را هدایت میکند تا کد راه انداز را از MBR بخواند . علاوه بر کد راه انداز، MBR شامل یک جدول لیست برای پارتیشن های دیسک سخت و یک پرچم که نشانگر پارتیشن راه انداز را شناسایی کرد، اولین قطاع (که قطاع راه اندازه (boot sector) نامیده میشود) آن پارتیشن را خوانده و باقی فرایند راه اندازی را تداوم میبخشد که شامل بارگذاری زیر سیستم ها و سرویس های مختلف سیستم میباشد.