دانشگاه کردستان

دانشکده مهندسی

گروه مهندسی کامپیوتر

جزوه درس:

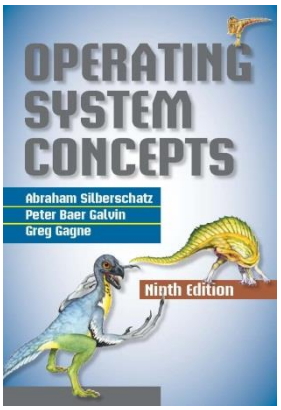
سیستم‌های عامل

تهیه کننده و مدرس:

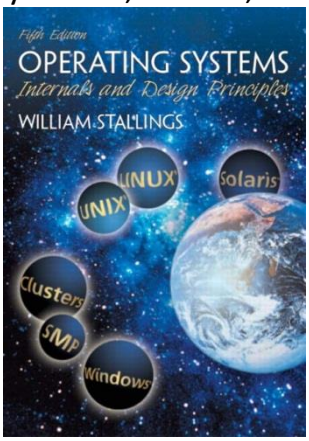
دکتر علیرضا عبداله‌پوری

References:

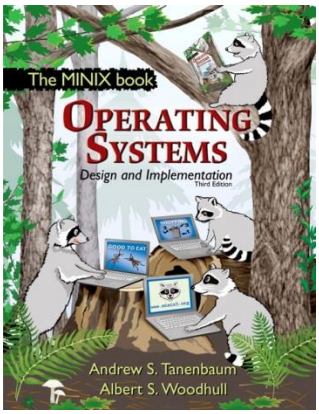
- Abraham Silberschatz, Galvin, and Gagne. “Operating System Concepts”, 9th ed., John Wiley and Sons.



- William Stallings. “Operating Systems”, 4th ed., Prentice Hall, 2001.



- Andrew S. Tanenbaum. “Operating Systems design and implementation”, 3rd ed., Prentice Hall, 2006.



Course Homepage: **http://prof.uok.ac.ir/abdollahpouri/os.html**

۱
۲
۳
۴
۵
۶
۷
۸

فصل اول

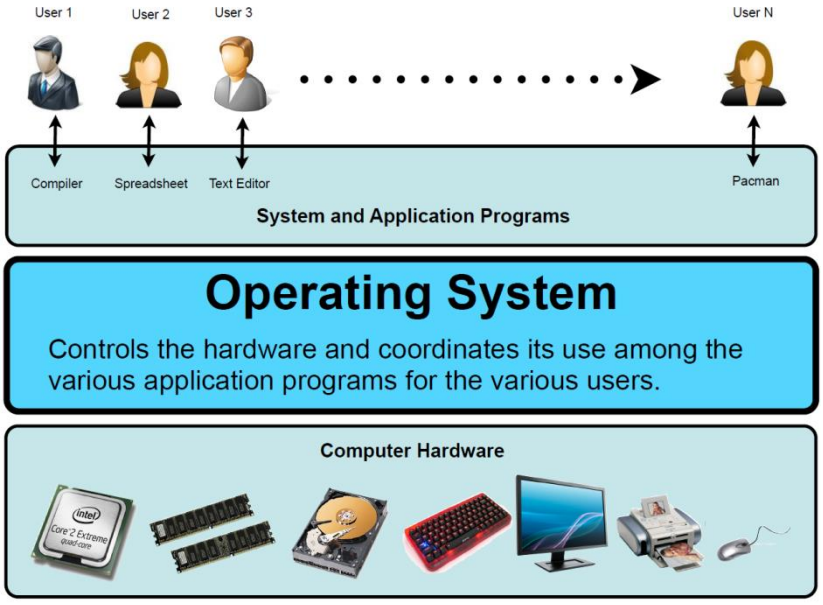
مقدمه و تاریخچه

تعریف سیستم عامل در کتاب سیلبرشاتس (Silberschatz)

سیستم عامل مهم‌ترین برنامه‌ای است که در یک سیستم کامپیوتری مدام در حال اجرا است و یک واسط بین کاربر و سخت افزار فراهم می‌کند؛ همچنین، مدیریت تمامی منابع سیستمی سخت‌افزارها و سایر برنامه‌ها را انجام می‌دهد.

ایراد این تعریف این است که چون بحث ما بر روی سیستم تک پردازنده‌ای است، اجرای واقعی همزمان سیستم عامل در کنار برنامه‌های دیگر ممکن نیست. بلکه سیستم عامل در بازه‌های زمانی مختلف می‌آید و نقش کنترلی خود را انجام می‌دهد و در زمانی که CPU در اختیار برنامه دیگر است، سیستم عامل یا قبلاً تأثیر خود را گذاشته یا بعداً می‌گذارد. بنابراین اگر می‌گوییم سیستم عامل برنامه‌ای است که همیشه در حال اجراست از دید سطح بالا و انسان است و نه از دید CPU.

سیستم عامل استفاده از کامپیوتر را ساده می‌سازد. این بدان معناست که مثلاً کاربر یا برنامه نویس بدون درگیر شدن با مسائل سخت افزاری دیسکها به راحتی فایلی را بر روی دیسک ذخیره و یا حذف کند. این کار در واقع با به کاربردن دستورات ساده‌ای که فراخوان‌های سیستمی (System Calls) را صدا می‌زنند، انجام می‌پذیرد. در صورت عدم وجود سیستم عامل، کاربر و یا برنامه نویس می‌بایست آشنایی کاملی با سخت افزارهای مختلف کامپیوتر (مثل مونیتور، فلاپی، صفحه کلید و غیره) داشته باشد و روتین‌هایی برای خواندن و یا نوشتن آنها به زبانهای سطح پائین بنویسد. بنابراین، سیستم عامل باعث می‌شود کسی که از بالا نگاه می‌کند یک دید انتزاعی، سطح بالا و کاربرپسند نسبت به سیستم پیدا کند.



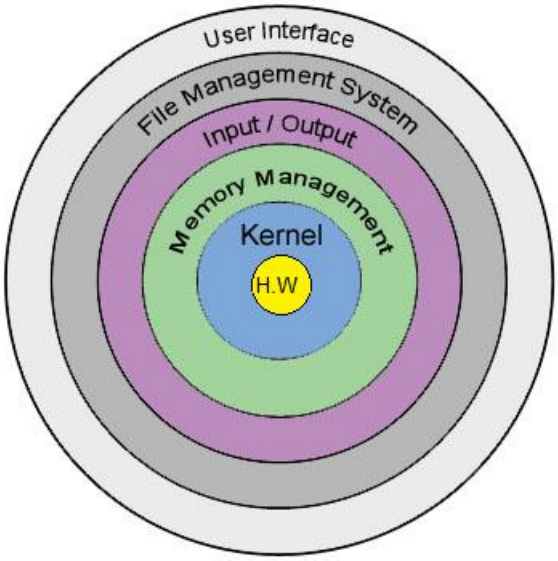
منابع
- **فیزیکی:** CPU و دستگاههای ورودی/خروجی
- **منطقی:** خانه های حافظه، فایلها و داده ها، و ...

مزایای سیستم عامل

- ✓ جزئیات سخت افزار را از کاربر پنهان می‌کند (برنامه نویسی سخت افزار بسیار مشکل است)
- ✓ سهولت استفاده از کامپیوتر
- ✓ استفاده بهینه وعادلانه از منابع
- ✓ سهولت ارتقاء و توسعه پذیری
- ✓ جلوگیری از خرابکاری کاربران/برنامه ها روی همدیگر

ساختار و جایگاه سیستم عامل

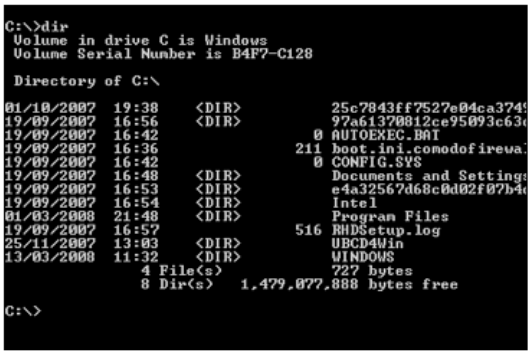
مدلهای متفاوتی در کتابهای مختلف برای ساختار سیستم عامل و جایگاه آن در سیستمهای کامپیوتری پیشنهاد شده است مانند: مدل هرمی، مدل لایه‌ای و مدل پله‌ای.



مدل لایه‌ای در سیستم عامل

در مدل لایه‌ای، بیرونی‌ترین لایه واسط کاربر و درونی‌ترین لایه سخت افزار می‌باشد. واسط کاربر می‌تواند بـه دو صورت "خط فرمان" و "گرافیکی" باشد.

User interface
- Command Line (DOS)
- Graphical (Windows)



هسته سیستم عامل که به آن Kernel می‌گویند، در حافظه اصلی مقیم است و شامل توابعی است که مکرراً استفاده می‌شود. هسته به سخت افزار دسترسی مستقیم دارد. سیستم حداقل از دو حالت اجرا حمایت می‌کند.

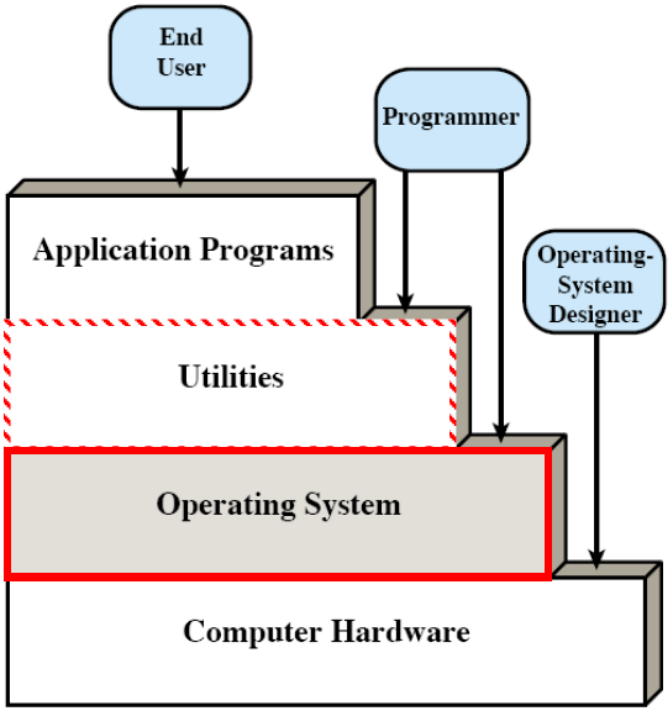
۱- حالت ممتاز (حق بالا):

یک وضعیت اجرایی است که به تمام دستورالعمل‌های سخت افزار اجازه اجرا می‌دهد، که به این حالت سیستم، حالت ناظر یا حالت هسته (Supervisor/kernel mode) می‌گویند.

۲- حالت عادی (حق پایین):

حالتی است که اجازه اجرای دستورالعمل‌های حساس سخت افزاری مثل دستورالعمل توقف و دستورالعمل‌های ورودی/خروجی را نمی‌دهد. این حالت را حالت کاربر (user mode) نیز گویند چرا که برنامه‌های کاربران معمولاً در این حالت اجرا می‌شوند.

مدل پله‌ای stallings



تقسیم بندی سیستم عامل از جهت ارتباط با کاربر

- ✓ **محاوره‌ای** (Interactive): به سیستم‌هایی گویند که در آن کاربر به صورت مستقیم با کامپیوتر در ارتباط است، دستوراتی وارد می‌کند و منتظر پاسخ می‌ماند. پس از دریافت پاسخ، مجدداً دستوراتی را وارد می‌نماید.
- ✓ **دسته‌ای** (Batch): برنامه‌های مختلفی که دارای نیازهای مشابه هستند در یک دسته قرار گرفته و به صورت یک‌جا توسط کامپیوتر پس از بار شدن کامپایلر مورد نیازشان اجرا می‌شوند.

نمونه‌ای ازیک سیستم دسته‌ای ساده

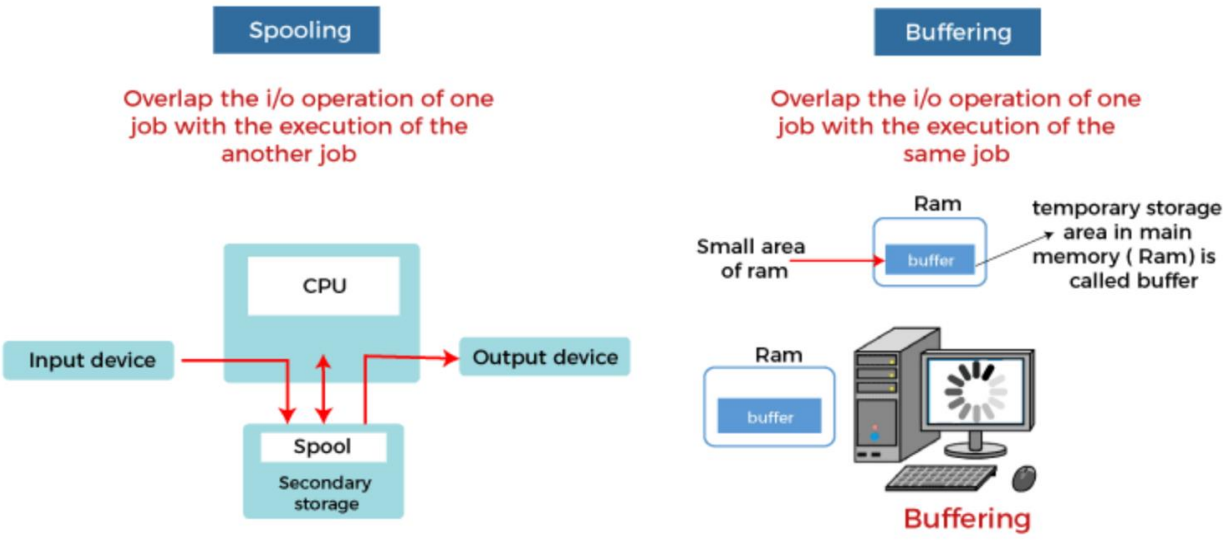
تقسیم بندی سیستم عامل از جهت ارتباط با دستگاههای ورودی/خروجی

- ✓ **مستقیم** (online): پردازنده به صورت مستقیم با دستگاه ورودی/خروجی در ارتباط است. بـه دلیـل کند بودن دستگاههای I/O کارایی پردازنده به صورت قابل توجهی کاهش می‌یابد.
- ✓ **غیر مستقیم** (offline): در این دسته پردازنده به صورت مسـتقیم بـا دسـتگاه ورودی و خروجـی در ارتباط نیست. بلکه ابتدا عمل خواندن ورودی توسط یک سری کارت خوان انجام می‌گیرد. داده ها به حافظه جانبی یا نوار مغناطیسی انتقال می‌یابد. سپس پردازنده داده‌ها را از این حافظه جـانبی یـا نـوار مغناطیسی می‌خواند. در این روش امکان همپوشانی عملیات ورودی/خروجی و کار پردازنـده وجـود دارد.

بافر کردن (Buffering)

علی‌رغم استفاده از نوارهای مغناطیسی باز هم بهره‌وری سیستم به دلیل کند بـودن عملیـات ورودی و خروجـی کاهش می‌یابد. به این دلیل می‌توان از حافظه‌های میانی (بافرها) عملیات ورودی و خروجی یک برنامه را با اجرای آن به صورت همزمان انجام داد. این عمل در مورد کارهایی که دارای حجم عملیات محاسباتی و ورودی/خروجی متناسب می‌باشند، باعث افزایش کارایی می‌شود.

Spooling: در سیستم‌هایی که دارای دیسک‌های سریع و با حجم زیاد باشند می‌توان بجای انتقال داده به نوار مغناطیسی و سپس استفاده از آن، داده را روی دیسک ذخیره نمود و به این ترتیب در حین پردازش یک کار عمل انتقال داده‌ها و برنامه‌های دیگر به روی دیسک به وجود آمده و در نتیجه همزمانی اجرایی چندین برنامه امکان پذیر می‌شوند.



مزایای Spooling

۱) افزایش بهره‌وری چرا که همه دستگاه ها با هم کار می‌کنند.

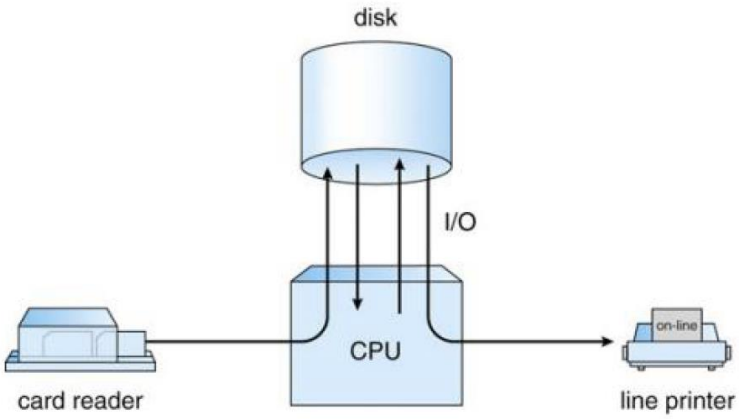
۲) استفاده از راه دور ساده شد یعنی شرکت‌های کوچک می‌توانند یک کامپیوتر ارزان بخرند برنامه را بوسیله کارت‌خوان خوانده و برنامه را به صورت نوار به سرور اصلی انتقال دهند .

معایب Spooling

۱- ارتباط با کاربر همچنان offline است.

۲- زمان برگشت کار طولانی است.

۳- چک کردن و برطرف کردن ایرادات وقت‌گیر است.

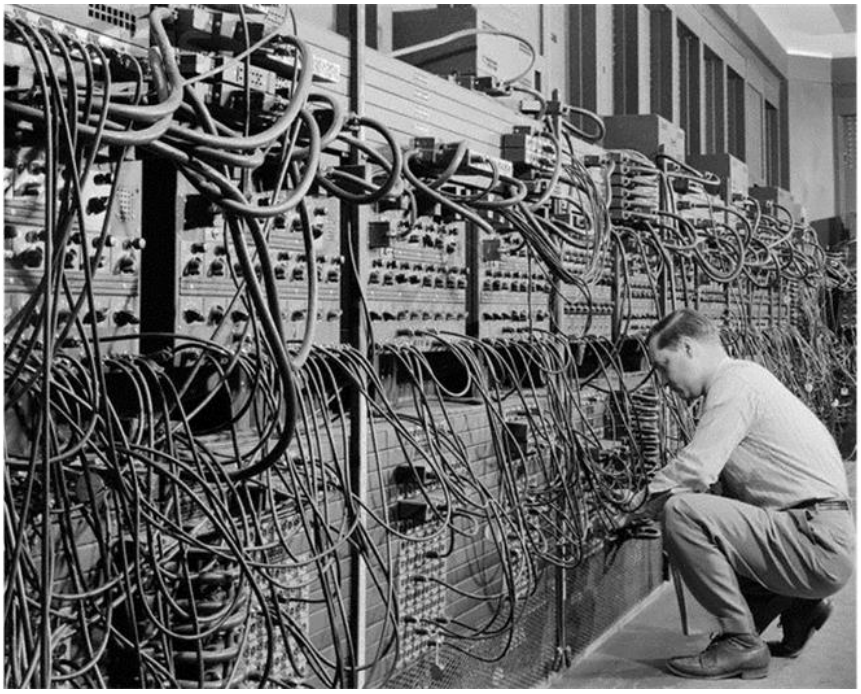


بررسی تاریخی سیر تکاملی سیستم عامل

بررسی تاریخچه سیستم‌های کامپیوتری، مشکلات پیش روی طراحان و اپراتورهای اولیه را نشان می‌دهد و ایده ها و راه‌حلهای کلیدی را بیان می‌کند و نشان می‌دهد که علم کامپیوتر اساساً یک علم تجربی است و ویژگی‌ها عمدتا از نیازها تکامل یافته‌اند. سیستم های عامل به طور کامل وابسته به ساختار معماری کامپیوترهایی هستند که روی آنها اجرا می‌شوند.

نسل اول کامپیوترها (۱۹۵۵-۱۹٤٥)

در نسل اول کامپیوترها که از لامپ خلأ برای ساخت آنها استفاده می‌شد(مانند کامپیوتر ENIAC). زبانهای برنامه نویسی (حتی اسمبلی) ابداع نشده بودند و سیستم عامل نیز اصلاً وجود نداشت. روند کار به این صورت بود که برنامه نویسان تنها در یک فاصله زمانی مشخص حق استفاده از کامپیوتر بزرگ و گران قیمت را داشتند. آنها برنامه‌های خود را توسط تخته مدار سوراخدار و به زبان ماشین به کامپیوتر می‌دادند. برنامه نویس در واقع خودش یک اسمبلر بود یعنی برنامه را با زبان ماشین و با صفر و یک‌ها باید می-نوشت. اطلاعات به صورت دستی و مستقیم با استفاده ازسوییچ وارد می‌شوند.



ایراد سیستم عامل های نسل اول

۱) منابع را هدر می‌دادند چون وقتی ورودی کار می‌کند خروجی بیکار است و ...

۲) Turnaround time آن‌ها بالا بود یعنی زمان پاسخ خیلی طولانی بود.

۳) ارتباط با کاربر offline بود.

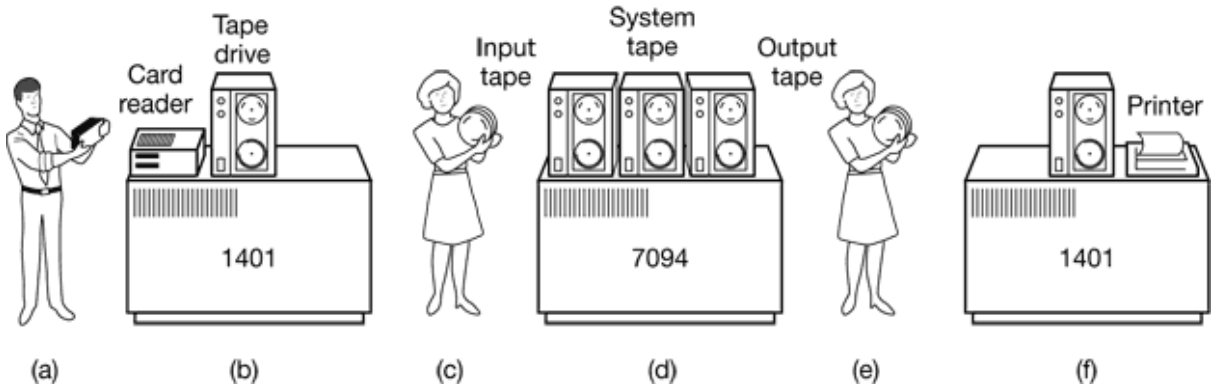
٤) Debug کردن برنامه‌ها سخت بود.

نسل دوم کامپیوترها (۱۹٦٥-۱۹٥٥)

در این نسل سخت افزارهای جدیدی پدید آمد مثلاً ترانزیستور به جای لامپ خلاء، card reader به جای تخته مدار سوراخ‌دار، پرینتر به جای لامپ‌هایی که خاموش و روشن می شدند، tape drive به عنوان ورودی که می توانیم OS آن را لود کنیم. همچنین، کامپایلر به وجود آمد و زبان‌هایی مثل PL1 ،Fortran، COBOL.

OS و کامپایلر بر روی tape هایی ذخیره می‌شدند که به آن System tape می‌گفتند. برنامه کاربر بر روی کارت پانچ‌ها و به وسیله Card reader خوانده و در حافظه Load می‌شد. بعد از پایان هر کار، CPU به سراغ کار بعدی می‌رفت.

در این نسل، تمایز بین برنامه نویس و اپراتور مشخص گردید.

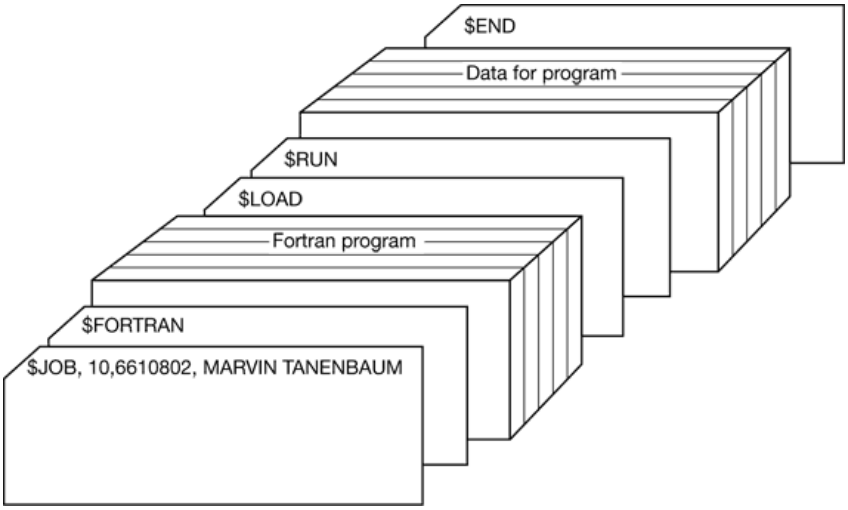


برنامه نویس، برنامه خود را به صورت دسته‌ای از کارتهای سوراخ‌دار (job) تحویل کارت خوان می‌دهد. اپراتور دسته‌ای از jobها را به نوار مغناطیسی منتقل می‌کند (مفهوم Batch). سپس برنامه‌ها از نوار خوانده شده و پس از اجرا، خروجی به نوار دیگری منتقل می‌گردد. در نهایت، اپراتور نوار خروجی را برای چاپ بوسیله پرینتر به IBM 1401 تحویل می‌دهد.

IBM 7094: برای پردازش (گرانتر و سریعتر) IBM 1401: برای I/O (ارزانتر و کندتر)

IBM 7094

- ✓ نسل دوم اولین نسلی است که در آن سیستم عامل به وجود آمد. سیستم‌های عامل این نسل را Batch می‌گویند.
- ✓ دستگاه‌های جانبی مستقیماً به پردازنده وصل نیست و اپراتور این کار را انجام می‌دهد. برنامه‌نویس‌ها، برنامه‌های خود را در اختیار اپراتور قرار می‌دهند و سپس اپراتور برنامه‌هایی که الزامات یکسان دارند در دسته‌هایی گروه‌بندی می‌کند.

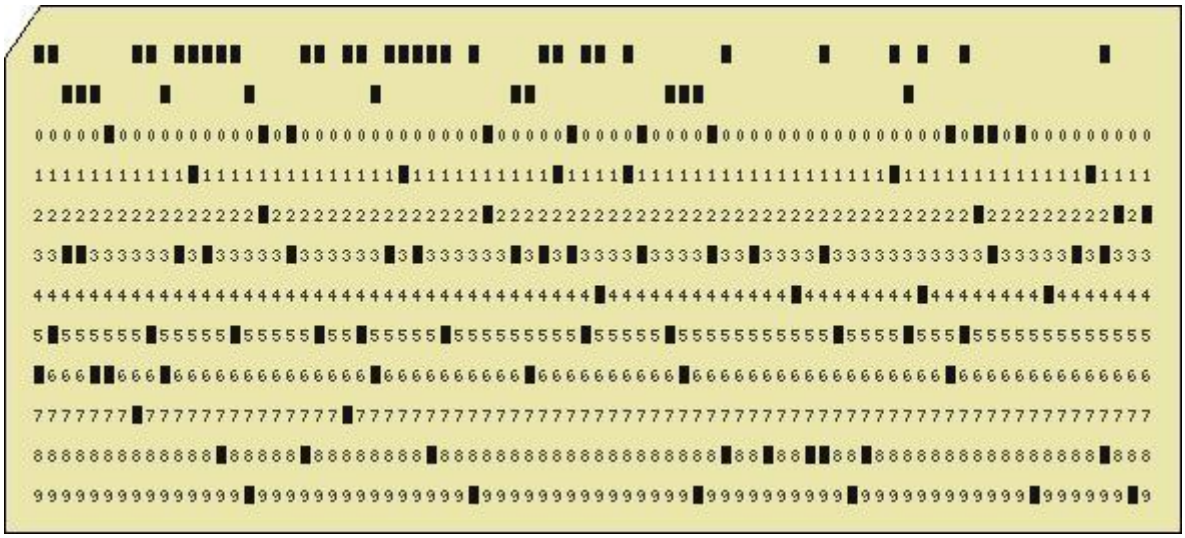


ساختار یک job به صورت دسته‌ای از کارت‌ها (job)

(کارت‌های کنترلی باید به زبان JCL باشند)

Job control language (JCL)

در سیستم‌های دسته‌ای قدیمی، کاربر نیازهای خود را از طریق یک سری دستور به نام JCL به سیستم عامل می داد. سیستم عامل نیز بر مبنای دستورات JCL منابع مورد نیاز را در اختیار آن برنامه می‌گذاشت. به عبارتی دیگر اطلاعات یک Job به صورت یک بسته متشکل از JCL ، برنامه‌ها و داده‌ها (Data + JCL + Program) به سیستم عامل داده می‌شود. بنابراین JCL حاوی اطلاعاتی است که کاربر به سیستم عامل می‌دهد و به آن می‌گوید چه کار کرده (از چه کامپایلری استفاده کند، روی چه داده‌ای کار کند و ...) و از چه منابعی استفاده کند.



شمای یک کارت پانچ

نسل سوم کامپیوترها (۱۹۸۰-۱۹٦۵)

در این نسل در سخت افزار اتفاقات جالبی افتاده بود:

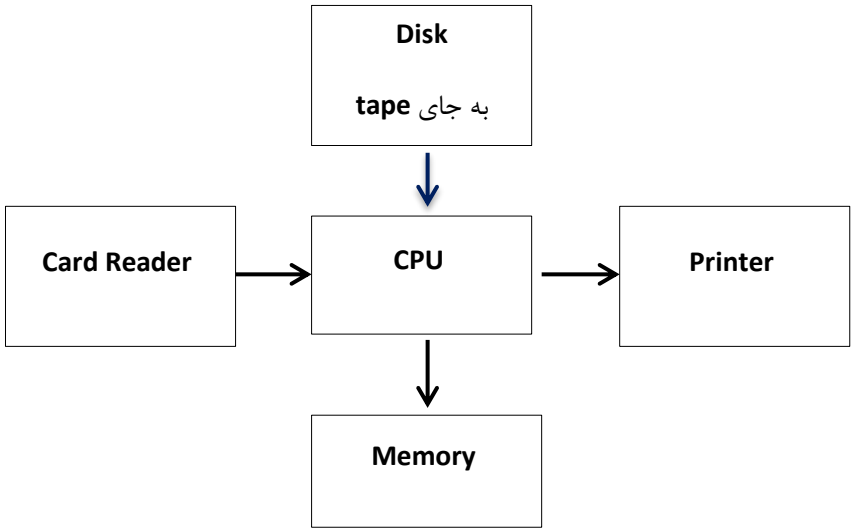
۱- ظهور ICها

۲- ظهور هارددیسک که یکی از تحولات این نسل است. آنقدر مهم که مایکروسافت نام اولین سیستم عامل خود را DOS به معنای Disk operating System گذاشت.

۳- مکانیزم‌هایی مانند buffering، interrupt، online spooling در این نسل آمده است.

٤- در اواخر این نسل ظهور ترمینال‌ها باعث شد ارتباط با کاربر online و interactive شود.

سازمان کامپیوترهای این نسل:



چند برنامگی (Multi Programming)

اصولا کارها در کامپیوتر به دو دسته تقسیم می‌شود:

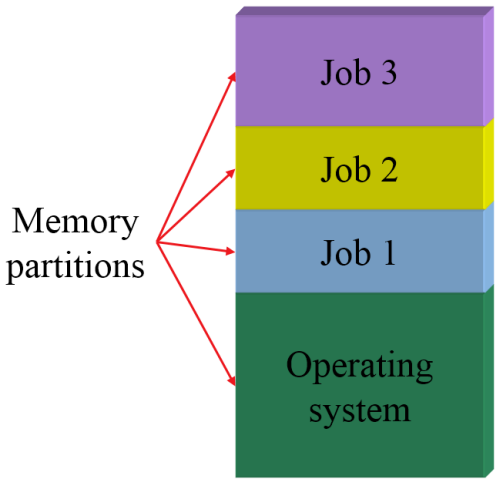
۱- کارهای محدود به محاسبه یا **محدود به CPU** (CPU-bound) که به محاسبات علمی سنگین می پردازند و I/O به ندرت در آن‌ها به کار می‌رود. زمان تلف شده در این نوع کارها اهمیت چندانی ندارد.

۲- برنامه‌های **محدود به I/O** (I/O-bound) مانند پردازش داده‌های تجاری که زمان انتظار I/O اغلب ۸۰ تا ۹۰ درصد کل زمان را به خود اختصاص می‌دهد.

در سیستم‌های تک برنامگی، درصد بالایی از وقت CPU به هدر می‌رود؛ بنابراین باید برای پرهیز از این همه بیکاری پردازنده چاره‌ای بیابیم. راه حل ارائه شده این بود که حافظه را به چند تکه تقسیم کنیم و همان طور که در شکل دیده میشود در هر پارتیشن یک کار مجزا قرار دهیم. البته باید ترکیب مناسبی از کارهای I/O bound و CPU bound برای بارگذاری در حافظه انتخاب شود. وقتی که یک کار برای تکمیل عملیات I/O منتظر می-ماند بلافاصله یکی دیگر از کارهای درون حافظه، پردازنده را در اختیار می‌گیرد. اگر تعداد کارهای موجود در حافظه کافی باشد می‌توان پردازنده را صد در صد مشغول نگه داشت. البته نگهداری همزمان چند برنامه در حافظه نیاز به مدیریت خاص حافظه دارد تا برنامه‌ها بر همدیگر اثر سوء نداشته باشند.

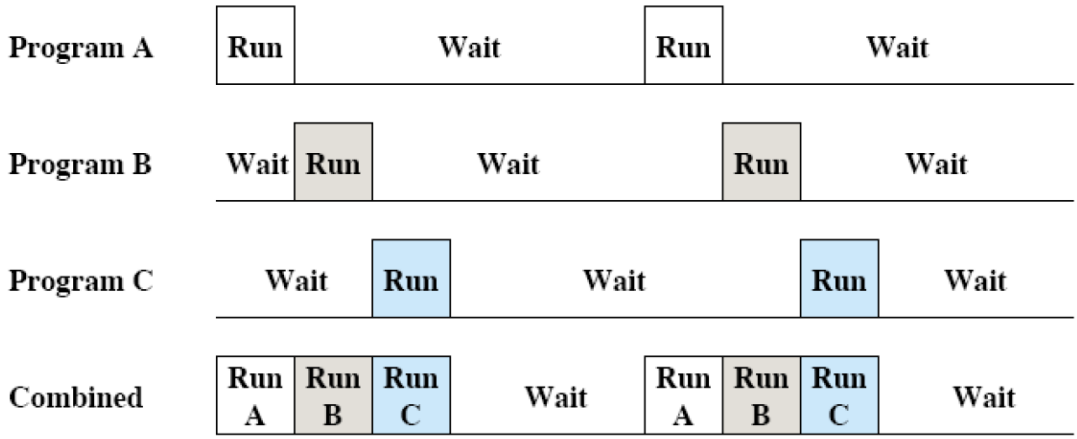
کاربر درخواست خود را وارد می‌کند. بعد کامپیوتر آن را اجرا می‌کند و کاربر نتایج خود را بعداً می‌گیرد (چند دقیقه یا چند ساعت بعد). در چند برنامگی اجرای یک کار تا زمان نیاز به ورودی یا خروجی انجام می‌گیرد. سپس پردازنده اجرای کار دیگری را شروع کرده یا ادامه می‌دهد.

- Multiple jobs in memory
- Memory partitioning
- Protected from one another
- Resources (time /hardware) split between jobs
- Still **not** interactive



مزیت Multi Programming

- ✓ زمان کمتری هدر می‌رود.
- ✓ استفاده بهینه از منابع (حافظه، CPU، I/o)



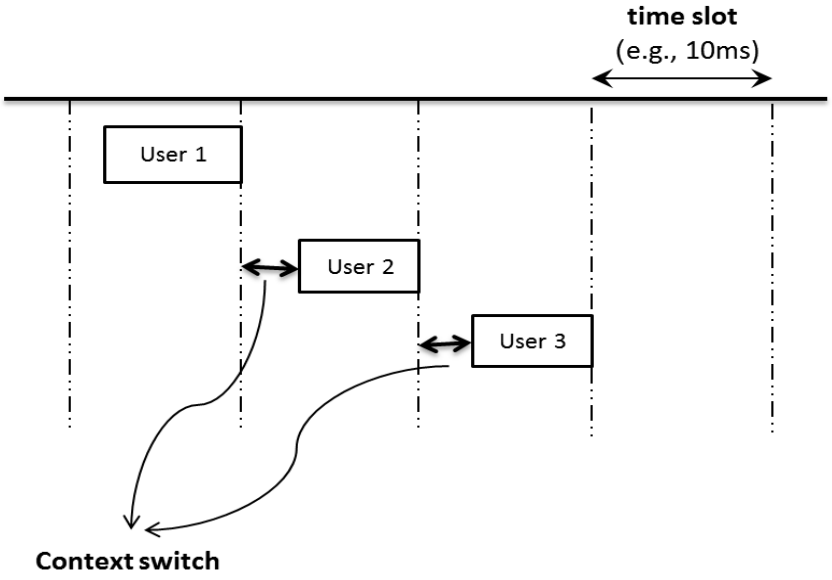
سیستم عامل دارای قابلیت چند برنامگی به مراتب پیچیده‌تر از حالت تک برنامگی است:

- نیاز به مدیریت حافظه داد تا حافظه را به برنامه های متعددی اختصاص دهد.
- نیاز به زمانبندی CPU دارد تا از بین job های آماده، یکی را برای اجرا انتخاب نماد.
- متکی به تواناییهای سخت افزاری ویژه‌ای برای ورودی/خروجی می‌باشد. (مانند وقفه و DMA)

مفهوم Time_ sharing (اشتراک زمانی)

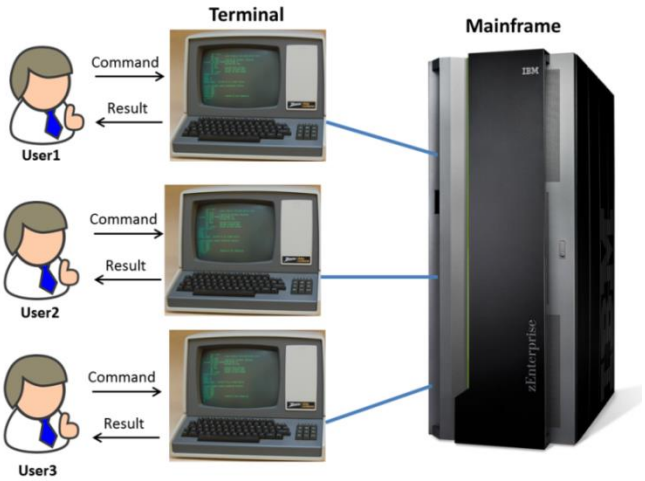
برای کاربردهای محاوره‌ای (Interactive) لازم است که میزان معطلی اجرای برنامه ها کم شود. پس زمان اجرا بین آنها پخش می‌شود. در این روش زمان به بازه‌های کوچکی به نام کوانتوم یا time slice تقسیم می‌شود. در پایان کوانتوم، زمان‌سنج، یک Interrupt سخت افزاری می‌فرستد. وقتی برنامه‌ای وقتش به پایان رسید، کنترل به زمانبند سپرده می شود و برنامه بعدی را مشخص می‌کند.

در این حالت هر کاربر فکر می‌کند فقط خودش با سیستم کار می‌کند. چون معمولا پردازنده بسیار سریع است.



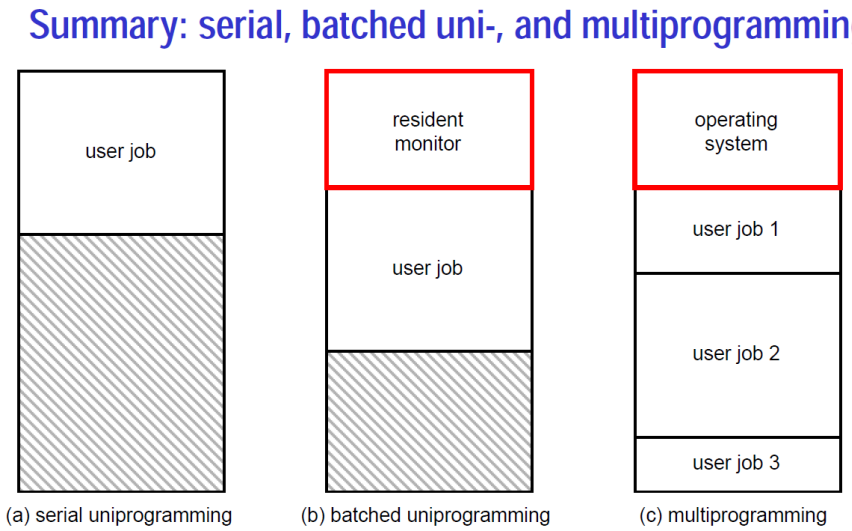
مزایای Time sharing

- ✓ ارزان بودن ترمینال‌ها (Cheap terminals)
- ✓ Interactive(تعاملی) بودن: یعنی اینکه جواب درخواستی که داده‌ایم زود بـه مـا داده مـی‌شـود. مثـل کامپیوترهای امروزی
- ✓ زمان پاسخ (response time) بهینه‌تر می‌گردد.



توجه: Terminal یک کامپیوتر نیست بلکه یک دستگاه ورودی/خروجی است.

Context switch time: زمان تعویض متن. هنگامی که وقفه در سیستم عامل رخ می‌دهد ابتدا سیستم عامل وضعیت کامل برنامه در حال اجرا را حفظ می‌کند. سپس وقفه را بررسی می‌کند و کنترل را به یک روال وقفه مناسب تحویل می‌دهد. پس از آن سپس به برنامه جدید مراجعه می‌شود. به این جریان کاری **"تعویض متن"** گفته می‌شود.



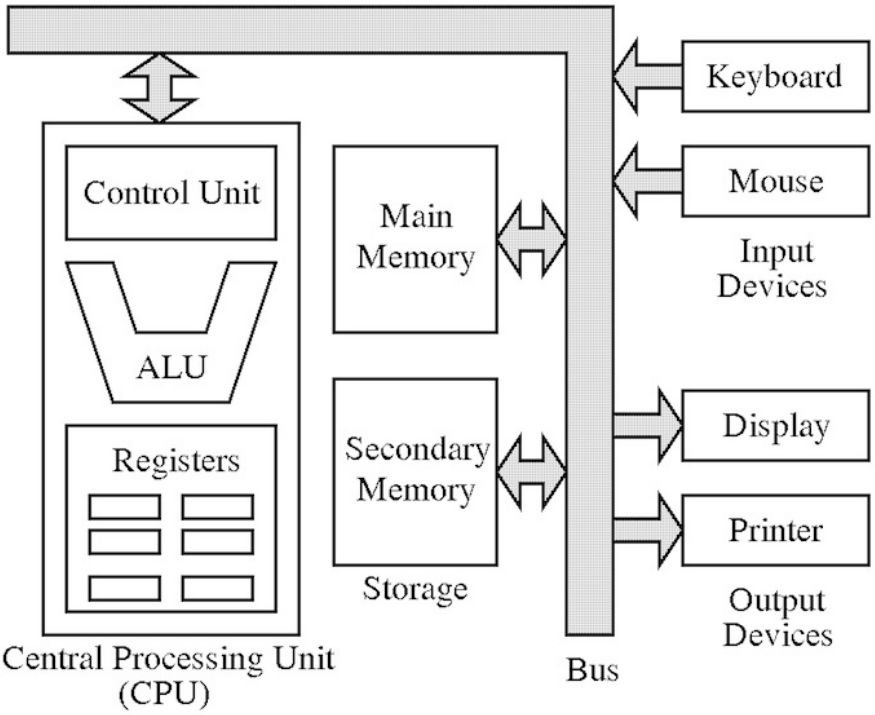
نسل چهارم (ظهور تکنولوژی VLSI)

در این نسل مدارهای مجتمع بسیار فشرده VLSI ظهور کردند که به آنها میکرو پروسسور یا ریزپردازنده می‌گویند. تراکم و اندازه IC ها کوچک‌تر می شود که خود موجب کاهش حجم و کاهش قیمت کامپیوترها می شود و درنتیجه باعث **ظهور کامپیوترهای شخصی** و **حرکت از چندکاربره به تک‌کاربره** گردید. این امر خود باعث سهولت استفاده از کامپیوترهای شخصی می‌شود.

سیستم عامل و معماری کامپیوتر اثر زیادی بر روی یکدیگر داشته‌اند. یعنی جهت سهولت کار با سخت افزارهای جدید، سیستم عامل‌ها توسعه یافتند و همچنین در اثنای طراحی سیستم عامل‌ها، مشخص شد که تغییراتی در طراحی سخت افزار می‌تواند سیستم عاملها را ساده تر و کارآمدتر سازد. به همین دلیل، یادآوری مختصری در مورد ساختار و معماری سیستمهای کامپیوتری در ادامه آورده شده است.

اجزای یک سیستم کامپیوتری (مروری بر برخی مفاهیم درس معماری کامپیوتر)

یک سیستم کامپیوتری دارای واحدهای ورودی و خروجی، پردازنده و حافظه است.



(معماری Von-neumann)

واحد پردازش مرکزی خود به دو بخش واحد کنترل و مسیر داده(datapath) تقسیم می‌گردد. مسیرداده شامل واحدهای اجرایی (مانند ALU)، بخشهایی برای نگهداری اطلاعات (cache ها و رجیسرها) و مدارتی برای انتقال اطلاعات(باسها و MUX ها) می‌باشد. واحد کنترل وظیفه تولید سیگنالهای کنترلی برای مسیرداده را برعهده دارد و می‌تواند به دو صورت پیاده سازی شود:

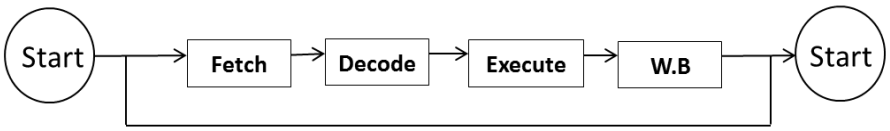
Control Unit
- Hardwired
- Micro-programming

رجیسترها را می‌توان به دو دسته تقسیم نمود:

- ✓ رجیسترهایی که توسط برنامه نویس قابل مشاهده هستند مثل DR و یا رجیسترهای R0-R31 در پردازنده MIPS
- ✓ رجیسترهایی که برنامه نویس نمی‌تواند از آن‌ها استفاده کند و توسط واحد کنترل استفاده می‌شوند.

مثل PC , IR

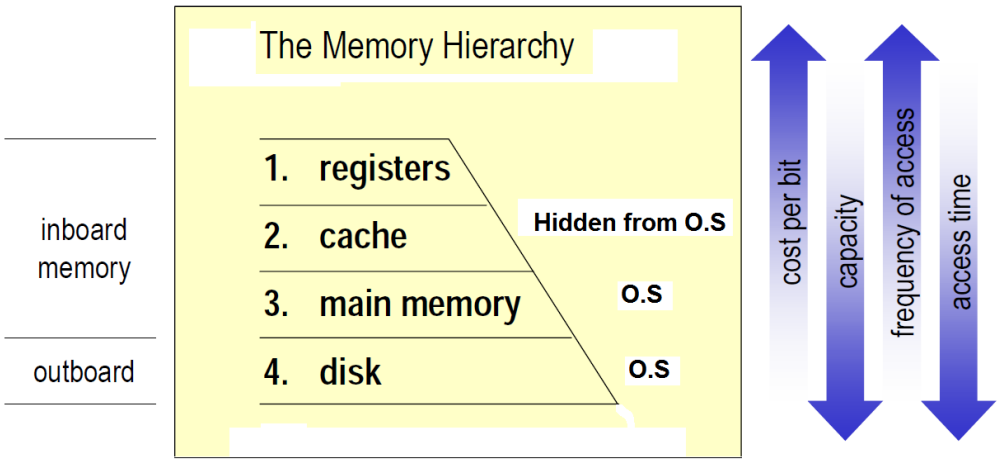
Instruction Cycle



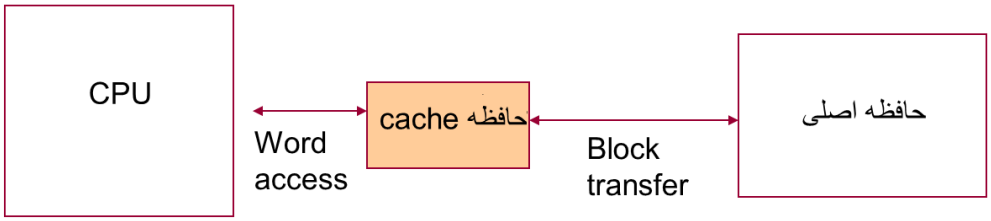
Fetch: واکشی دستورالعمل از حافظه (یا cache) به یک رجیستر خاص در داخل پردازنده

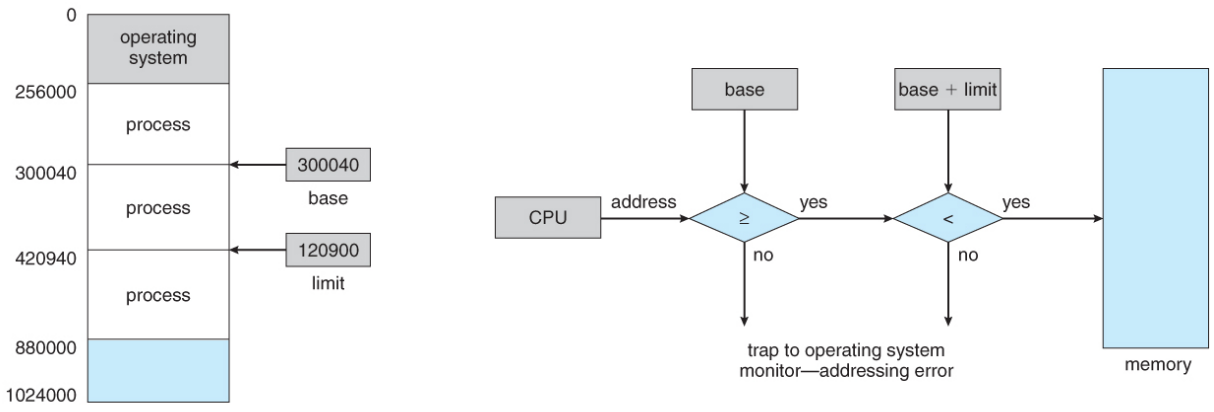
W.B: نوشتن نتیجه در حافظه یا رجیستر

سلسله مراتب حافظه:



سیستم عامل وظیفه مدیریت حافظه اصلی و ثانویه (دیسک) را بر عهده دارد. حافظه cache کاملا از دید سیستم عامل پنهان است.

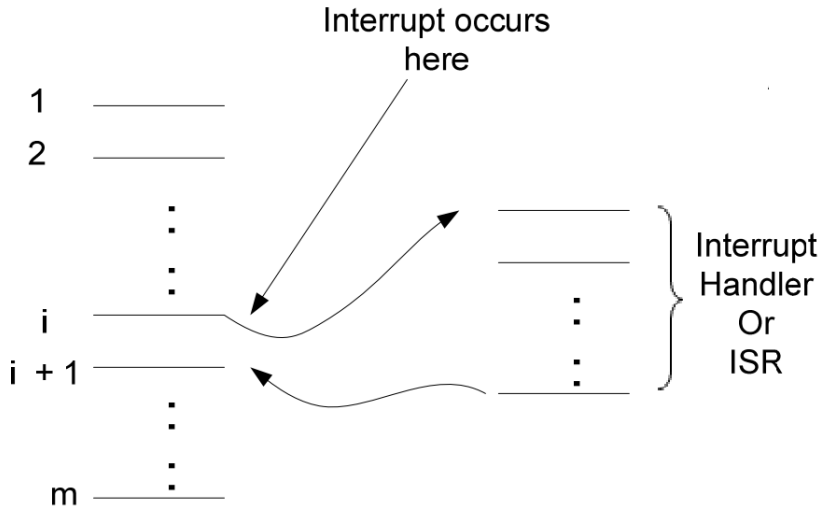




استفاده از رجیسترهای base و limit برای محافظت برنامه‌ها از دسترسی غیرمجاز همدیگر

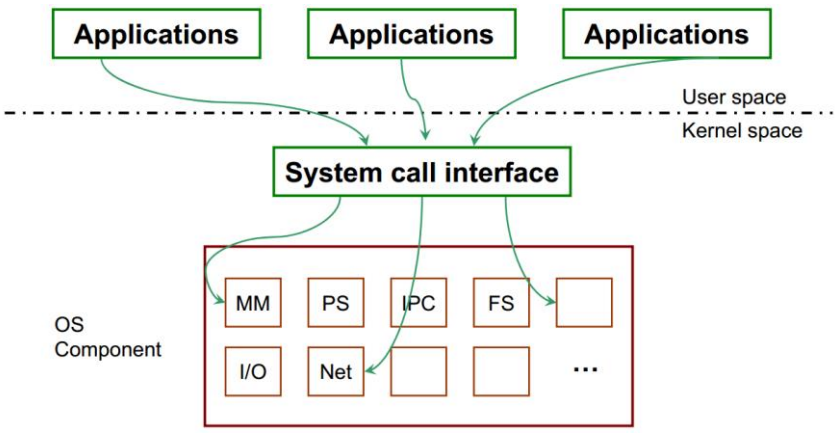
مفهوم وقفه:

سیگنال یا دستوری است که باعث توقف قرایند جاری و رفتن به روالی موسوم به ISR می‌گردد. وقفه یک مکانیسم حیاتی برای سیستم عامل است.

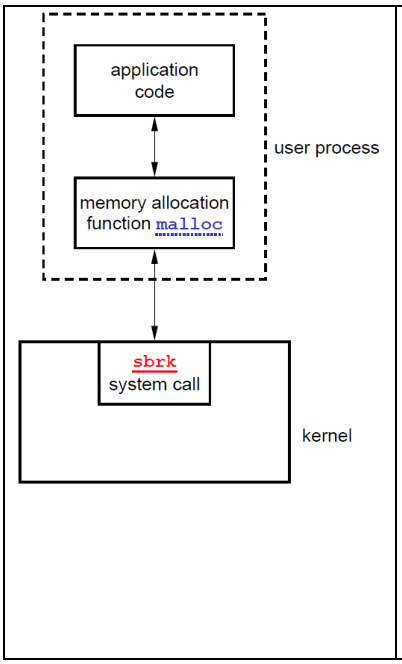


انواع وقفه:
- سخت افزاری (وقفه های I/O – تایمر) : *ناهمگام*
- نرم افزاری (تقسیم بر صفر– system calls – overflow): *همگام*

System call یا فراخوانی سیستمی نوعی وقفه نرم افزاری بوده و درخواستی است که یک فرایند سطح کاربر از هسته سیستم عامل (برای هدف خاصی) می‌نماید. در حقیقت فراخوانی سیستمی نقاط ورود به هسته سیستم هستند.



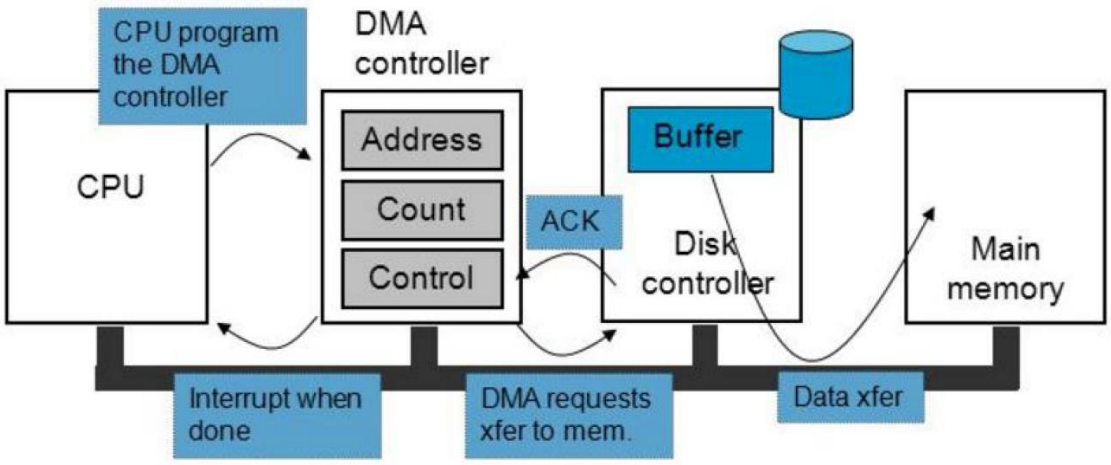
در سیستم عامل Unix بیش از ۳۰۰ فراخوانی سیستمی و Windows نزدیک به ۲۰۰۰ فراخوانی سیستمی دارد. در جدول زیر تعدادی از فراخوانیهای سیستمی در سیستم عاملهای Unix و Windows و همچنین ارتباط یک تابع کتابخانه‌ای در زبان C با یک فراخوانی سیستمی در هسته سیستم عامل نشان داده شده است.



UNIX	Win32	Description
fork	CreateProcess	Create a new process
waitpid	WaitForSingleObject	Can wait for a process to exit
execve	(none)	CreateProcess = fork + execve
exit	ExitProcess	Terminate execution
open	CreateFile	Create a file or open an existing file
close	CloseHandle	Close a file
read	ReadFile	Read data from a file
write	WriteFile	Write data to a file
lseek	SetFilePointer	Move the file pointer
stat	GetFileAttributesEx	Get various file attributes
mkdir	CreateDirectory	Create a new directory
rmdir	RemoveDirectory	Remove an empty directory
link	(none)	Win32 does not support links
unlink	DeleteFile	Destroy an existing file
mount	(none)	Win32 does not support mount
umount	(none)	Win32 does not support mount
chdir	SetCurrentDirectory	Change the current working directory
chmod	(none)	Win32 does not support security (although NT does)
kill	(none)	Win32 does not support signals
time	GetLocalTime	Get the current time

مفهوم DMA (دسترسی مستقیم به حافظه)

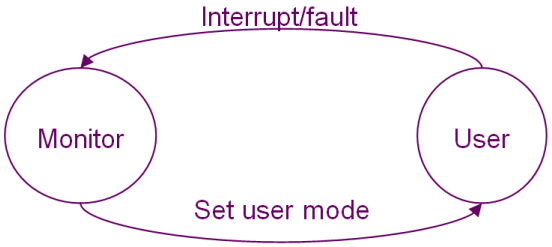
یک ویژگی در سیستمهای کامپیوتری است که به بعضی از دستگاههای I/O اجازه دسترسی به حافظه سیستم را بصورت مستقل از واحد پردازش‌مرکزی می‌دهد (تحت نظارت DMA controller). با استفاده از DMA، پردازنده تنها فرایند انتقال را آغاز کرده، در هنگامی که انتقال در جریان است مشغول کارهای دیگر می‌شود.



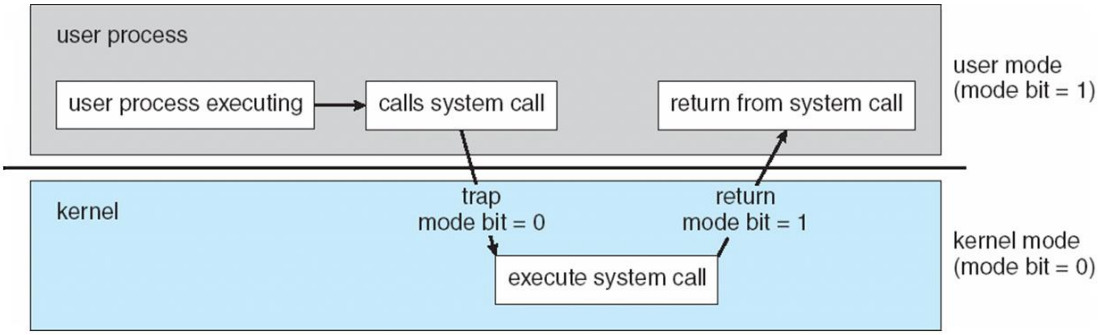
پشتیبانی سخت افزاری از سیستم عامل

سیستم عامل برای عملکرد مؤثر به چندین ویژگی کلیدی از سخت افزار زیرین متکی است. در اینجا برخی از پشتیبانی‌های سخت افزاری ضروری آورده شده است:

حالت‌های پردازش چندگانه: CPU باید حداقل از دو سطح امتیاز پشتیبانی کند که معمولاً به عنوان حالت هسته و حالت کاربر شناخته می شود. حالت هسته به سیستم عامل اجازه می‌دهد تا دستورالعمل‌های ممتاز را با دسترسی کامل به منابع سیستم اجرا کند. حالت کاربر کاری را که برنامه‌ها می‌توانند انجام دهند محدود می‌کند و از تداخل آنها با سیستم عامل یا سایر برنامه‌ها جلوگیری می‌کند. در سیستمهای کامپیوتری بین کد مربوط به هسته سیستم عامل و کد مربوط به برنامه کاربر تمایز وجود دارد. برای این کار در سخت افزار یک بیت به نام بیت حالت (mode bit) وجود دارد. با این کار دوحالت ممتاز و عادی خواهیم داشت. به حالت ممتاز monitor mode یا kernel mode یا system mode گفته می‌شود.



برخی دستورات به طور خاص مجاز (designated as privileged) به حساب می آیند که تنها در مد هسته اجرا می شوند. فراخوانی سیستمی (System Call) مد را به هسته تغییر می دهد و پس از خروج از تابع مربوطه مد به حالت کاربری تغییر می کند.



مدیریت حافظه: سیستم عامل برای مدیریت کارآمد حافظه به پشتیبانی سخت افزاری نیاز دارد. این شامل ویژگی‌هایی مانند واحدهای مدیریت حافظه (MMU) برای ترجمه آدرس‌های حافظه مجازی مورد استفاده برنامه‌ها به آدرس‌های حافظه فیزیکی است. علاوه بر این، پشتیبانی سخت افزاری از حافظه مجازی به سیستم عامل اجازه می‌دهد تا برنامه‌های بزرگتر از حافظه فیزیکی موجود را با مبادله داده ها بین حافظه رم و دستگاه های ذخیره سازی اجرا کند. همچنین، پشتیبانی سخت افزاری برای مکانیسم های حفاظت از حافظه بسیار مهم است. این کار تضمین می‌کند که برنامه‌هایی که در حالت کاربر اجرا می‌شوند نمی‌توانند به حافظه مورد استفاده هسته یا سایر برنامه‌ها دسترسی پیدا کنند و از خرابی‌ها و آسیب‌پذیری‌های امنیتی جلوگیری می‌کند (با استفاده از ازجیسترهای مخصوص). تکنیک هایی مانند بخش بندی حافظه(segmentaion) و صفحه‌بندی (paging) با کمک و حمایت سخت افزار اجرا می شوند.

مدیریت وقفه: وقفه به دستگاه‌ها اجازه می‌دهد زمانی که نیاز به توجه دارند، مانند زمانی که انتقال داده‌ها کامل شده است، CPU را مطلع کنند. سیستم عامل برای مدیریت کارآمد دستگاههای ورودی/خروجی به وقفه ها متکی است. برای مدیریت وقفه نیاز به یک جدول سخت افزاری است (جدول بردار وقفه) که آدرس‌روتین‌های سرویس وقفه خاص (ISR) را ذخیره کند. هنگامی که یک وقفه رخ می‌دهد، CPU برای مکان‌یابی و اجرای ISR مناسب برای مدیریت رویداد به این جدول مراجعه می‌کند.

تایمر: تایمر یک دستگاه سخت افزاری است که وقفه‌های دوره‌ای را در فواصل زمانی مشخص ایجاد می‌کند. سیستم‌عامل می‌تواند از تایمر برای کارهای مختلف از جمله زمان‌بندی فرآیندها و جابجایی متن بین برنامه های در حال اجرا استفاده کند.

دسترسی مستقیم به حافظه (DMA): همانطور که قبلا گفته شد، این امکان به دستگاه‌ها اجازه می‌دهد تا داده‌ها را مستقیماً و بدون دخالت CPU به حافظه منتقل کنند و عملکرد کلی سیستم را بهبود بخشد.

فراهم کردن دستورالعمل‌های اتمی (Atomic Instructions): دستورالعمل‌های اتمی یک قطعه حیاتی از پشتیبانی سخت افزاری برای سیستم عامل‌ها، به ویژه در محیط‌های چند هسته‌ای هستند. دستورالعمل‌های اتمی برای اطمینان از اینکه عملیات خاصی روی داده‌های مشترک به عنوان واحدهای تقسیم‌ناپذیر اجرا می‌شوند، وارد عمل می‌شوند. به عبارت ساده‌تر، یا کل عملیات با موفقیت کامل می‌شود یا اصلاً اتفاق نمی‌افتد. با استفاده از دستورالعمل‌های اتمی، سیستم عامل‌ها می‌توانند عملکردهای حیاتی مانند همگام‌سازی و قفل کردن را انجام دهند. همگام سازی به معنای اطمینان از دسترسی رشته‌ها یا فرآیندها به منابع مشترک به شیوه ای کنترل شده، می‌باشد.

الزامات سخت افزاری خاص برای یک سیستم عامل بسته به پیچیدگی و پلتفرم هدف آن می تواند متفاوت باشد. سیستم‌های تعبیه‌شده ساده ممکن است به حداقل قابلیت‌ها متکی باشند، در حالی که سیستم‌عامل‌های سرور از طیف وسیع‌تری از ویژگی‌های سخت‌افزاری برای بهبود عملکرد، امنیت و قابلیت‌های مجازی‌سازی استفاده می‌کنند. با این حال، عملکردهای اصلی ذکر شده در بالا برای هر سیستم عاملی برای مدیریت موثر منابع و فراهم کردن بستری برای اجرای برنامه ها ضروری است.

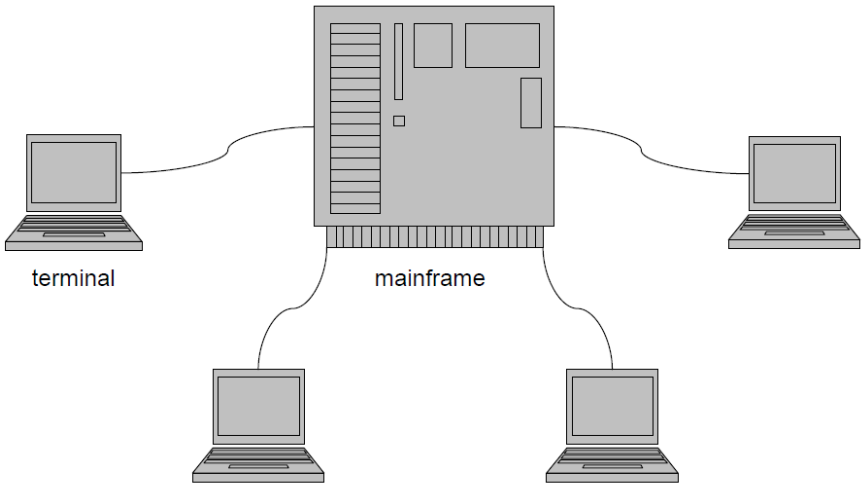
انواع سیستمهای عامل:

- **سیستم عاملهای Mainframe**

سیستم‌های عامل mainframe بیشتر برای برنامه‌هایی که شامل بارهای کاری سنگین ورودی/خروجی هستند، مانند مدیریت پایگاه داده، پردازش تراکنش و انبارداری داده، مناسب هستند. مین فریم‌ها کانال‌های اختصاصی برای مدیریت عملیات ورودی/خروجی دارند که امکان انتقال داده‌های موازی را فراهم می‌کنند و دخالت پردازنده را کاهش می‌دهند. آن‌ها می‌توانند حجم عظیمی از داده‌ها را ذخیره کنند و نیاز به عملیات ورودی/خروجی مکرر را کاهش دهند.

- ظرفیت I/O : ۱۰۰۰ دیسک و هزاران Gigabyte داده
- به عنوان Server های دارای کاربران همزمان خیلی زیاد
- به صورت اشتراک زمانی (Time sharing)

مثالهایی از Mainframe operating systems : MVS , OS/360 , OS/390



- **سیستم عاملهای Desktop و laptop**

– تک کاربره
– هدف اصلی راحتی کاربر است

مثال: Windows , Linux, Mac OS , Free BSD

این نوع سیستم‌های عامل، به کاربر امکان می‌دهند تا به راحتی با کامپیوتر و نرم‌افزارها تعامل کند. برای این منظور، رابط‌های کاربری گرافیکی (GUI) و متنوع که از ماوس، منوها، و صفحات لمسی و حتی ورودی صوتی استفاده می‌کنند، برای تعامل با کامپیوترها ارائه می‌دهند. همچنین، امکاناتی برای مدیریت فایل‌ها، شبکه‌سازی و امنیت را فراهم می‌کنند.

- **سیستم‌های چند پردازشی، شبکه‌ای و توزیع شده**

در سازمان‌هایی که نیازمند انجام محاسبات سنگین یا سرویس دهنده‌هایی با حجم وسیع درخواست‌ها هستند، تمایلاتی به سمت سیستم‌های چند پردازشی یا موازی وجود دارد. در این سیستم‌ها چندین پردازنده به طور موازی به اجرای کارها می‌پردازند.

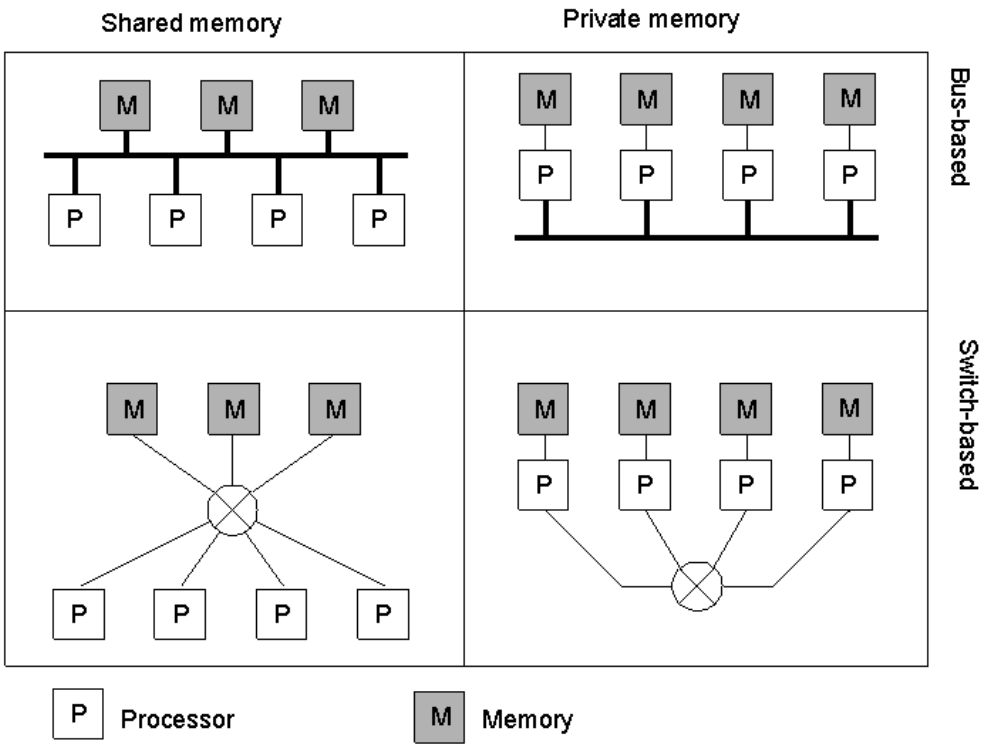
سیستم‌های موازی به دو دسته تقسیم می‌شوند :

۱- **چند پردازنده (Multi-processors)**: این نوع سیستم‌ها خود به دو دسته تقسیم می‌شوند.

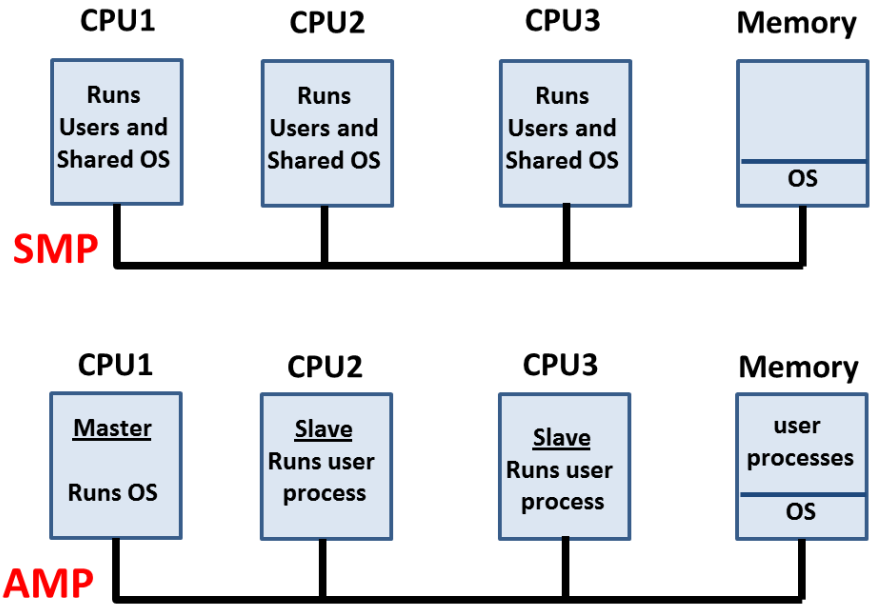
✓ چند پردازنده متقارن (Symmetric): هر پردازنده به طور مجزا می‌تواند هسته سیستم عامل واحد روی حافظه مشترک را اجرا کند و مجموعه فرایندها و نخ‌های خود را زمانبندی کند.

✓ چند پردازنده‌ای نامتقارن(Asymmetric) : مانند پردازنده‌های (MASTER/SLAVE) که معمولا سیستم عامل روی یک پردازنده MASTER اجرا می‌شود و زمان بند واحد آن، برنامه های سطح کاربر را بر روی سایر پردازنده‌ها توزیع می‌کند.

۲- **چند کامپیوتری (Multi-computers)**: چندین پردازنده که هر کدام دارای حافظه اختصاصی خود هستند.



- ***Symmetric multiprocessing (SMP)***
  - Each processor runs an identical copy of the operating system.
  - Many processes can run at once without performance deterioration.
  - Most modern operating systems support SMP
- ***Asymmetric multiprocessing***
  - Each processor is assigned a specific task; master processor schedules and allocates work to slave processors.
  - More common in extremely large systems



نقاط قوت سیستم‌های موازی عبارتند از :

۱- توان عملیاتی بالا
۲- صرفه جویی اقتصادی به علت امکان به اشتراک گذاشتن منابع
۳- افزایش قابلیت اطمینان و تحمل پذیری خطا

معایب اساسی سیستم‌های موازی عبارتند از:

۱- پیچیدگی در ایجاد توازی و همگام سازی فرآیندها و نخ‌ها
۲- مشکلات در راه ایجاد توازی و همگام سازی در مدیریت حافظه

- **سیستم‌های عامل بلادرنگ**

در سیستم‌های بلادرنگ (Real-Time)، هر فرایند مهلت زمانی خاصی برای انجام دارد. زمان پاسخ در این سیستم‌ها الزاماً باید به موقع و تضمین شده باشد. در مقابل، در سیستم‌های اشتراک زمانی، داشتن زمان پاسخ کوتاه مطلوب است ولی الزامی نیست. در سیستم‌های دسته‌ای نیز اصلا محدودیت زمانی وجود ندارد. این سیستم‌ها به دو دسته تقسیم می‌شوند:

۱- **بلادرنگ سخت:** در این سیستم‌ها در تمام مواردی که رویدادی به وقوع می‌پیوندد که نیازی به اجرای یک وظیفه بلادرنگ(Real-Time Task) دارد، اجرای آن وظیفه باید حتما قبل از پایان مهلت تعیین شده تمام شود؛ در غیر این صورت، ممکن است فاجعه‌ای به بار آید و با مشکل یا خرابی غیر قابل جبرانی مواجه شویم. یعنی پس از پایان مهلت زمانی، اجرای وظیفه بی‌معنی است.

مانند بعضی از رویدادها در یک نیروگاه هسته‌ای، هواپیماهای نظامی، روبات‌های صنعتی، سیستم کنترل پرواز، پرتونگاری پزشکی و ... .

این سیستم‌ها تضمین می‌کند که کارهای بحرانی را به موقع انجام دهد. این سیستم‌ها به دلیل محدودیت زمانی بسیاری از خصوصیات سیستم‌های عامل مدرن را استفاده نمی‌کنند.

۲- **بلادرنگ نرم:** در این سیستم‌ها، رعایت مهلت زمانی مطلوب است ولی اجباری نیست و تضمین نمی شود. به عبارت دیگر، سیستم سعی می‌کند کار خود را در مهلت زمانی خاص انجام دهد، ولی اجباری در آن وجود ندارد. حتی پس از پایان مهلت زمانی، اجرای وظیفه معنا دارد. مانند: سیستم‌های چند

رسانه‌ای (صوتی و تصویری)، واقعیت مجازی و غیره ... . از ویژگی‌های این روش آن است که برخی کارها اولویت بالایی دارند. اصولا این سیستم‌ها قابل ترکیب با سیستم‌های دیگر نیز هستند. در هر حال، در اینجا احتمال خطا یا تأخیر وجود دارد.

- **سیستم‌های تعبیه شده (توکار)**

معمولاً سیستم‌های تعبیه شده (Embedded System) به این منظور ایجاد می‌شوند که اجرای وظایف معینی را در داخل یک دستگاه خاص، مدیریت کنند. درواقع این سیستم‌ها، خاص منظوره و معمولا کوچک هستند. برای مثال برای کنترل وسایلی مانند وسایل خانگی و اتومبیل‌ها استفاده می‌شوند. سخت افزار این سیستم ها، اغلب به صورت یک تراشه یا یک برد کوچک است. این سیستم‌ها معمولاً دو مد کاربر و هسته ندارند و اجرای وظایف در بعضی از آن‌ها به صورت بلادرنگ است.

- **سیستم عامل های شبکه‌ای**

پیشرفت‌های جالبی که در اواسط دهه‌ی 1980 انجام شد، گسترش شبکه‌های کامپیوترهای شخصی بود که سیستم عامل‌های شبکه‌ای را به اجرا در می‌آورد. بر خلاف سیستم عامل تک کاربره که امور اساسی مربوط به عملکرد یک کامپیوتر را بر عهده می گیرد، سیستم عامل شبکه باید به درخواستهای ایستگاههای کاری متعدد پاسخ داده و اموری چون ایجاد و اداره حساب کاربران، دستیابی به شبکه، استفاده و به اشتراک گذاری منابع، حفاظت از داده ها و کنترل خطاها را نیز انجام دهد. از سیستمهای عامل شبکه به عنوان مثال می‌توان به Novel netware و Windows 2000 server اشاره کرد.

- **سیستم های عامل توزیع شده**

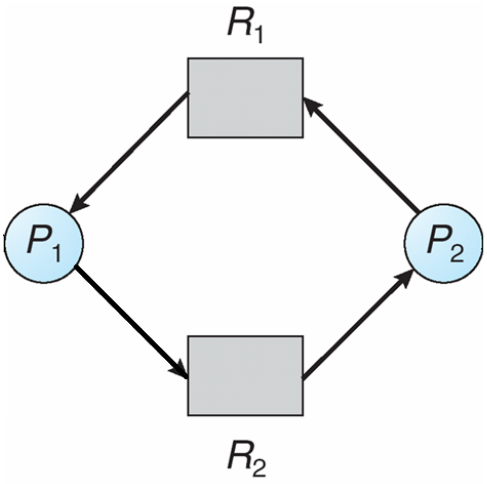
این سیستم‌های عامل در محیط‌های چند پردازنده و چند کامپیوتری همگن به وجود آمده‌اند. اگرچه در این محیط‌ها چندین پردازنده مستقل وجود دارد اما بر خلاف سیستم‌های عامل شبکه‌ای (که در آن کاربران از وجود چندین کامپیوتر باخبرند)، یک **سیستم عامل توزیع شده (Distributed Operating System)** ، خود را مانند یک سیستم تک پردازنده‌ای قدیمی به کاربرانش نشان می‌دهد. در واقع این سیستم‌ها برای کاربران مانند یک سیستم یکتا، متمرکز و منسجم به نظر می‌آیند. کاربران نباید از این امر آگاه شوند که برنامه آن‌ها در کجا به اجرا

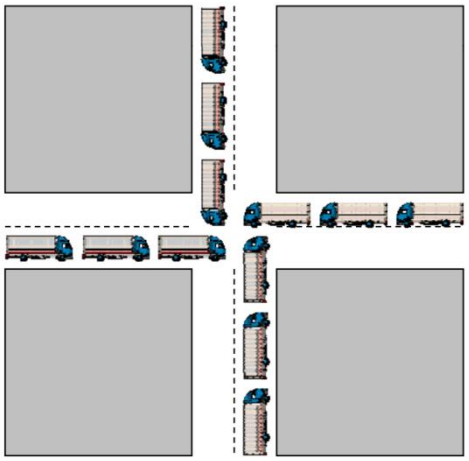
در می‌آید و یا فایل‌های آن‌ها در کجا قرار دارد به عبارت دیگر سیستم باید از دیدگاه کاربر، شفاف یا نامرئی باشد. سیستم‌های متمرکز و توزیع شده، از اساس با یکدیگر متفاوت‌اند و سیستم‌های توزیع شده بسیار پیچیده‌تر هستند.

سیستمهای دیگری نیز وجود دارند مانند: peer-to-peer , Clustered , Handheld , ...

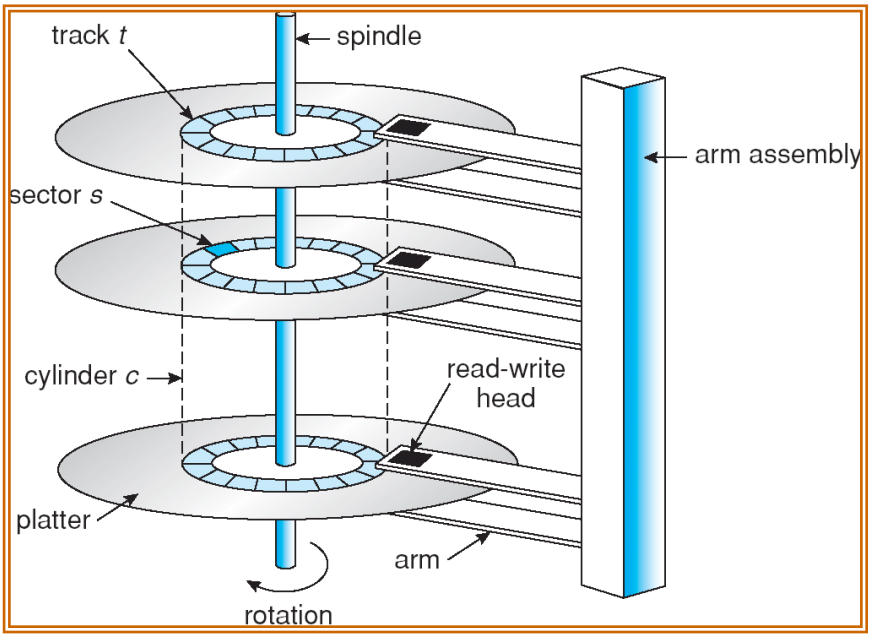
اجزای یک سیستم عامل:

- مدیریت فرایند (Process management): شامل ایجاد و حذف فرایندها – همگام سازی فرآیندها – معلق کردن و شروع مجدد یک فرآیند – ارتباط فرآیندها
- بن بست: شامل روشهایی برای کشف بن بست – جلوگیری و یا اجتناب از بن بست

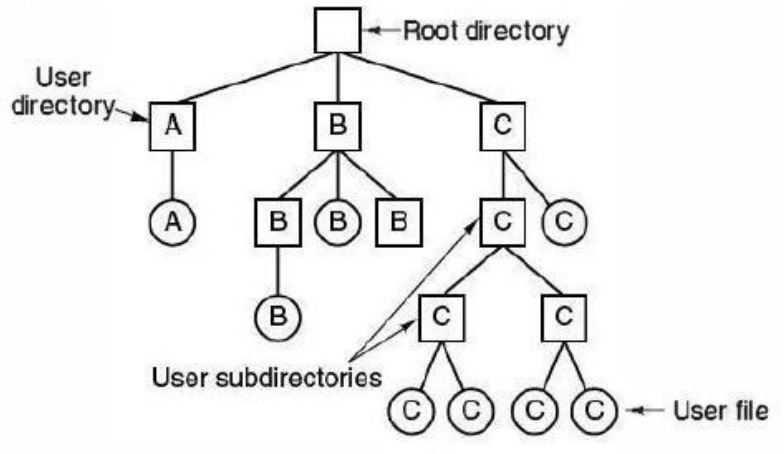




- مدیریت حافظه: شامل تخصیص حافظه و پس گیری آن- پیگیری قطعات استفاده شده و قطعات آزاد حافظه - مکانیسمهای صفحه بندی و قطعه بندی
- مدیریت حافظه ثانویه (دیسک): شامل الگوریتمهایی برای پاسخ به درخواستهای استفاده از دیسک با توجه به موقعیت فعلی head و لیست سکتورهای درخواست شده



- مدیریت ورودی/خروجی: نحوه ارتباط با پورتهای I/O – مدیریت صفهای I/O
- مدیریت فایل: ارائه یک دید منطقی و یکسان از دیتا به نام "فایل" به کاربر، مستقل از رسانه ای که روی آن ذخیره شده است. شامل ایجاد و حذف فایلها – ایجاد و حذف directoryها – مکانیسمهایی برای کار کردن با فایل



- شبکه‌سازی: شامل مکانیسمهایی برای تعریف حساب کاربران و اشتراک منابع و ...
- زمانبند فرآیند: شامل الگوریتمهایی برای اولویت بندی برای اجرای فرآینهای آماده
- مفسر فرمان: واسطه ای برای کاربر که به وسیله آن می‌تواند به سیستم عامل فرمان دهد. در حقیقت فرمانهای کاربر به مجموعه‌ای از system call ها تبدیل می‌شود.

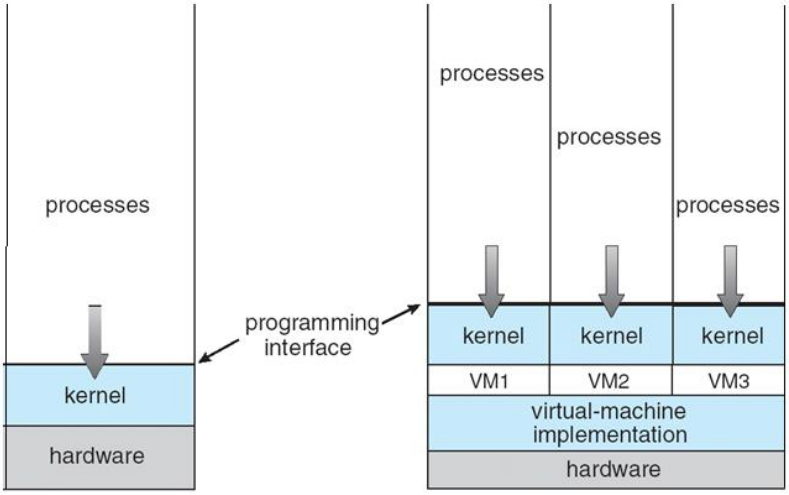
(Copy F1 F2 → open- read- write-creat-close تبدیل میشود به مجموعه از فراخوانیها مانند)

- مدیریت امنیت: شامل برای تامین امنیت کاربران از دسترسیهای غیرمجاز

مفهوم ماشین مجازی (Virtual machine)

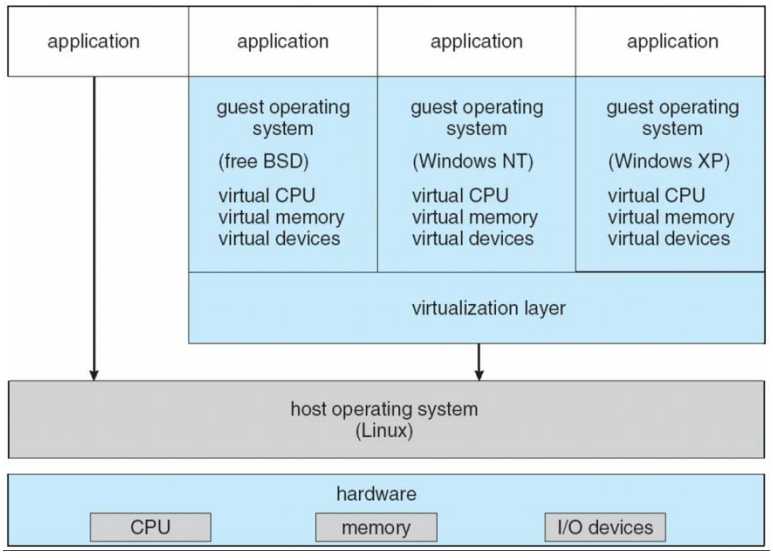
یک ماشین مجازی در حکم واسطی است که بر روی سخت افزار قرار می گیرد و آن را بین کاربران مختلف به گونه ای تقسیم می کند که هریک از کاربران فکر می کنند به شکل انحصاری بر روی سخت افزار کار می کنند.

- برنامه هایی از یک سیستم عامل و سخت افزار خاص را می‌توان روی دیگری اجرا نمود.
- هر پروسه فکر می‌کند که تمام منابع سیستم را در اختیار دارد.
- دستگاههای متفاوت به نظر می‌رسد که یک interface واحد دارند.
- هر وقفه‌ای در اجرای برنامه‌ای ایجاد میشود، برنامه نمی‌داند که به دلیل اشتراک منابع است و آن را به صورت تاخیر احساس می‌کند.



(a) Nonvirtual machine (b) virtual machine

مثال: ماشین مجازی VMware



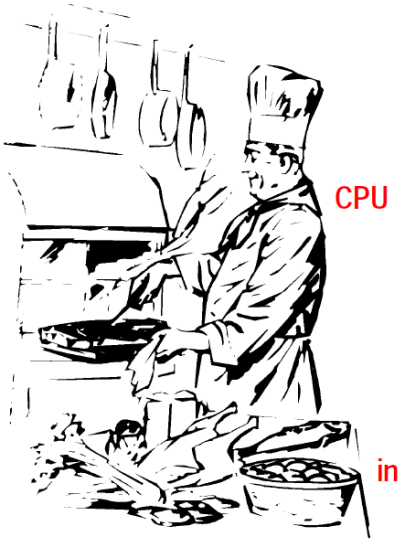
۱
۲
۳
۴
۵
۶
۷
۸

فصل دوم

فرایند و نخ

مدیریت فرآیندها

فرآیند: یک برنامه است که برای اجرا در حافظه بار شده است و یک موجودیت فعال است که به منابع سیستم نیاز دارد.



- ✓ یک برنامه در حال اجرا است.
- ✓ رویدادی از یک برنامه که روی یک کامپیوتر اجرا می‌شود.
- ✓ موجودیتی که می‌تواند به یک پردازنده اختصاص داده شده یا روی آن اجرا گردد.
- ✓ واحدی از فعالیت که با اجرای دنباله‌ای از دستورالعمل‌ها، وضعیت فعلی و مجموعه‌ای از منابع سیستمی مربوط بـه آن مشخص می‌شود.

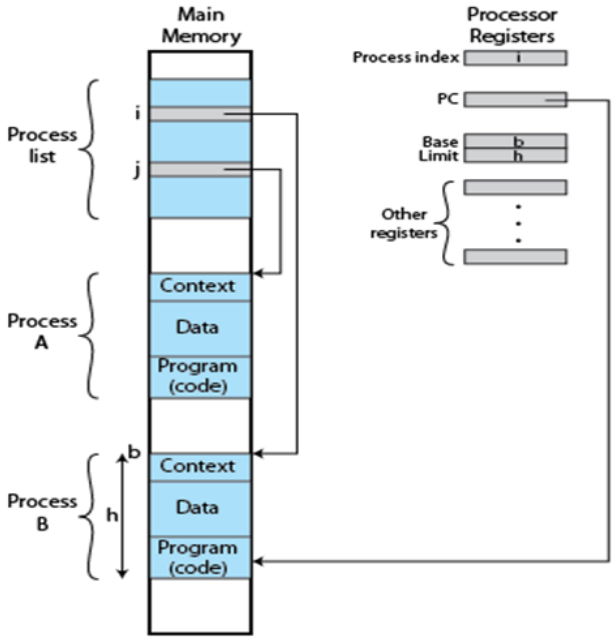
اجزای یک فرآیند:

۱- کد برنامه (Code)

۲- داده‌های برنامه (متغیرها، بافرها و ...)

۳- وضعیت اجرای برنامه (Context)

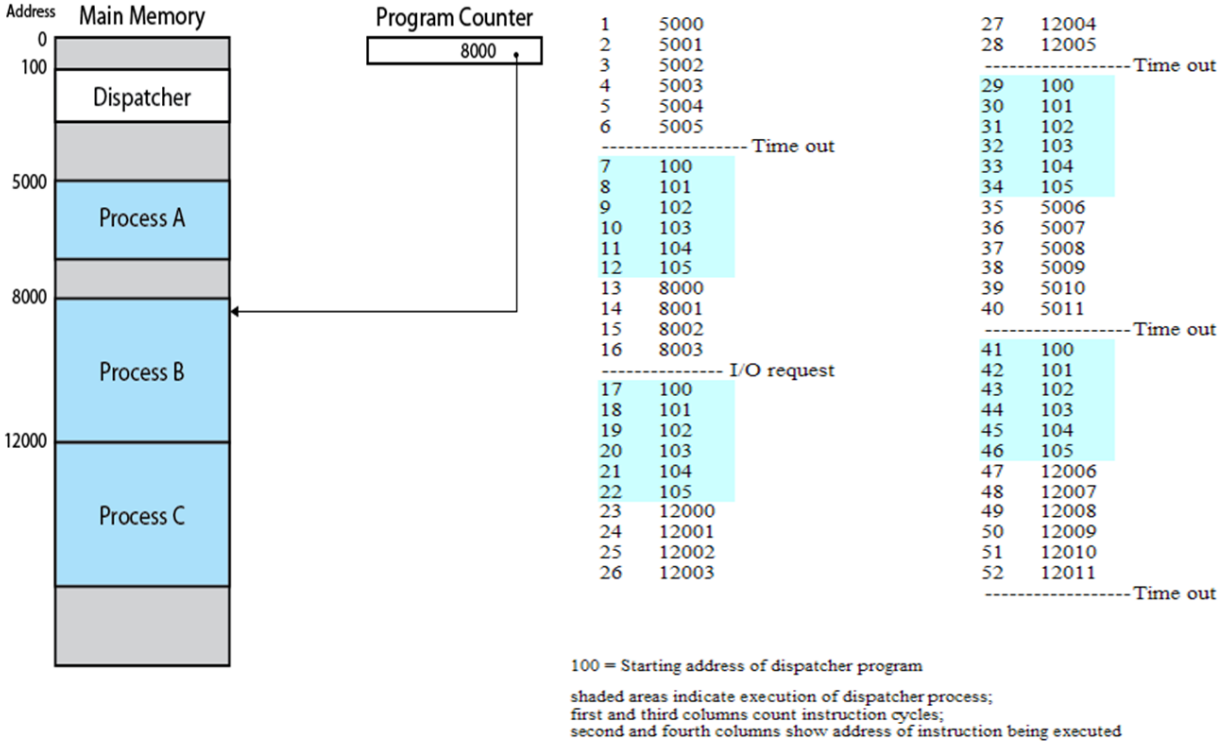
Context: اطلاعات لازم برای اجرای برنامه توسط سیستم‌عامل مانند محتوای ریجستر، اولویـت فرآینـد، حالـت فرآیند و ...



یک برنامه مثلا word editor – چند فرآیند

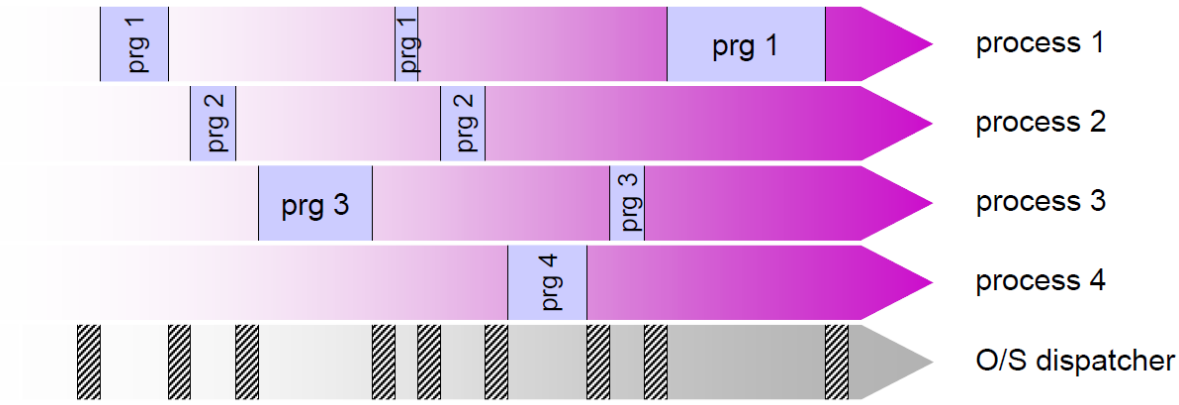
مثلا نسخه‌های متعدد با داده‌های متفاوت

- اساسی‌ترین عمل پردازنده اجرای دستورالعمل های موجود در حافظه است.
- رفتار یک فرآیند به خصوص را می توان با فهرست کردن دنباله دستورالعمل‌هایی که برای آن فرآیند اجرا می‌شود مشخص نمود که به آن رد (Trace) آن فرآیند گویند.
- با نمایش چگونگی تداخل ردهای فرآیندهای مختلف، می‌توان رفتار پردازنده را مشخص کرد.



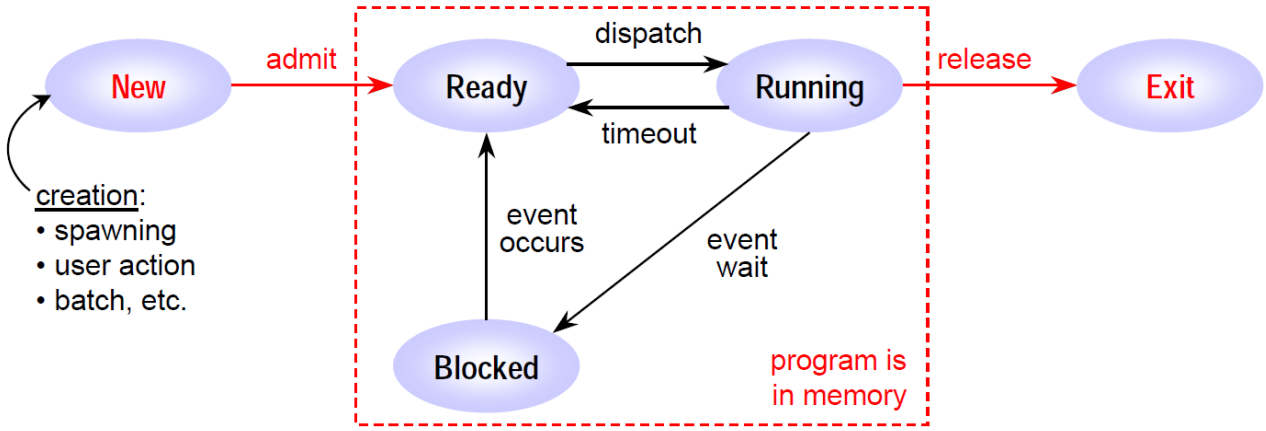
the dispatcher is a routine program in kernel memory space

(a) Multitasking from the CPU's viewpoint



حالت‌های یک فرآیند

یک فرآیند در طول زندگی خود حالتهای مختلفی را طی می‌کند. (مدل پنج حالته)



New: فرآیندی که تازه ایجاد شده، اما هنوز به عنوان عضوی از فرآیندهای قابل اجرای سیستم عامل تأیید نشده و در حافظه بار نشده است.

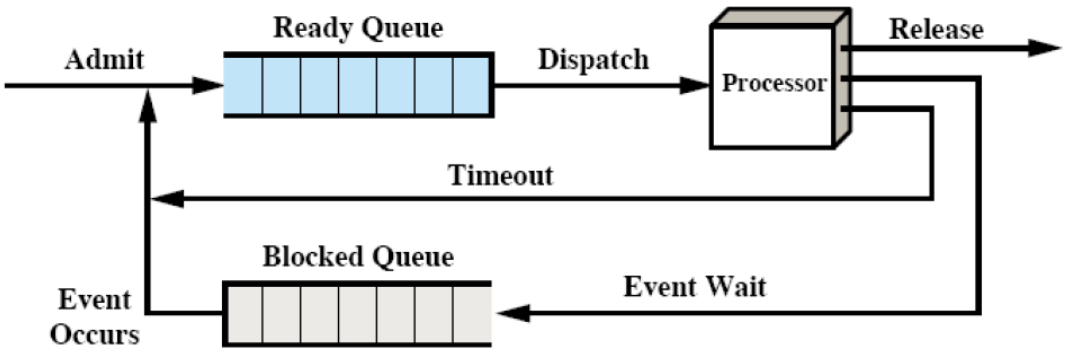
Ready: فرآیندی که آماده اجرا است و وقتی به آن فرصت داده شود، اجرا می‌شود. (همه منابع بجز CPU را در اختیار دارد)

Running: فرآیندی که فعلا در حال اجراست. (فرآیند CPU را در اختیار می‌گیرد)

Blocked: فرآیندی که تا وقوع بعضی از رخدادها (مثل تکمیل یک عمل ورودی/خروجی) نمی‌تواند اجرا شود.

(Exit)Terminate : فرآیندی که به علت تکمیل شدن یا قطع شدن، از مخزن فرآیندهای قابل اجرای سیستم‌عامل خارج شده‌است.

نکته: قسمت‌های Waiting/Blocked و Ready دارای صف هستند. در وضعیت blocked می‌توان برای هر دستگاه I/O یک صف مجزا در نظر گرفت.



زمانبند (Scheduler)

به سه دسته تقسیم می‌شوند:

- زمانبند بلندمدت Long term scheduler (Job Scheduler) زمانبند کار- این نوع زمانبند انتخاب می‌کند کدام فرآیند به صف آماده منتقل شود. (Invoked infrequently- seconds, minutes)

در حد ثانیه و دقیقه عمل می‌کند و درجه چند برنامگی را مشخص می‌کند.

- زمانبند میان مدت- این نوع زمانبند بنا به دلایلی ممکن است فرایندی را از حافظه به دیسک و یا بالعکس منتقل کند (swapping).
- زمانبند کوتاه مدت Short-term Scheduler (CPU Scheduler): در حدود میلی‌ثانیه است (Invokved frequently – milliseconds)

مشخص می‌کند که به کدام‌یک از فرآیندهای آماده، پردازنده اختصاص داده شود.

شرایط ایجاد فرآیند:

- ✓ دستور اجرا از سوی کاربر
- ✓ ورود یک کاربر جدید (در سیستم‌های Multi-User)
- ✓ شروع یک فرآیند داخلی سیستم‌عامل مانند چاپ و ...
- ✓ یک فرآیند والد فرآیند فرزند جدیدی را ایجاد نماید.

شرایط خاتمه فرآیند:

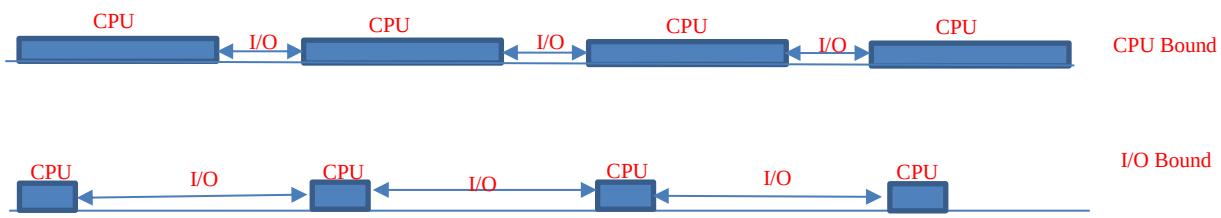
-تکمیل اجرای فرآیندخروج کاربر از سیستم‌های چندکاربره

- ایجاد خطا در سیستم مثل عدم وجود فضای کافی

- خطاهای محاسباتی (مانند تقسیم بر صفر)
- ختم فرآیند والد

- خطای I/O
- درخواست پدر برای خاتمه فرآیند فرزند

فرآیند CPU Bound و I/O Bound



فرآیند CPU-Bound: فرآیندی که زمان بیشتری را به پردازش و محاسبات اختصاص می‌دهد. مانند: برنامه‌های شبیه‌ساز علمی، پردازش تصویر، رمزگذاری/رمزگشایی ویدیو و یادگیری ماشینی.

فرآیند I/O-Bound: فرآیندی که زمان بیشتری را صرف گرفتن داده یا ارسال آن به دستگاه‌های ورودی/خروجی می‌کند. مانند: انتقال فایل‌های بزرگ، پرس و جوهای پایگاه داده، و سرورهای وب.

مدل پنج‌حالته دارای اشکالات زیر است:

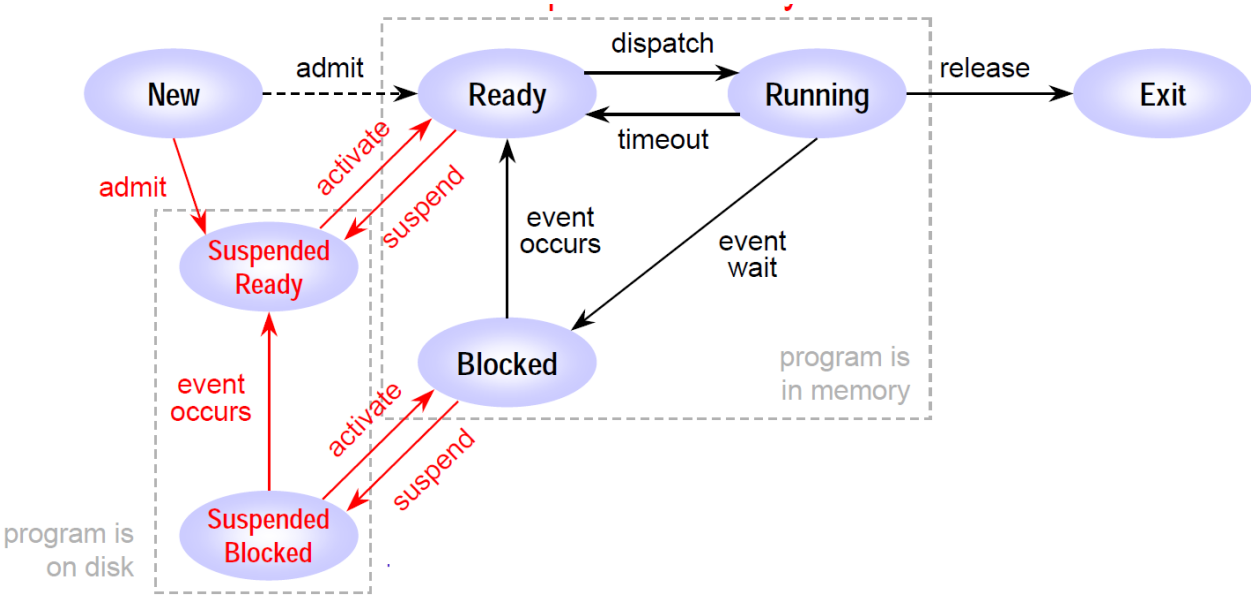
۱- اگر یک فرآیند در انتظار رخ‌دادن یک Event را به دلیل کمبود حافظه بخواهیم از حافظه خارج کنیم، این مدل جوابگو نیست.

۲- گاهی اوقات مجبوریم به دلیل کمبود حافظه حتی یک فرآیند آماده اجرا را نیز از حافظه اصلی خارج کنیم.

بنابراین دو حالت جدید تعریف کرده و مدل هفت حالته زیر را معرفی مینماییم.

حالت مسدود-معلق: در حافظه جانبی و منتظر یک event است.

حالت آماده-معلق: در حافظه جانبی است و به محض بار شدن در حافظه اصلی آماده اجراست.

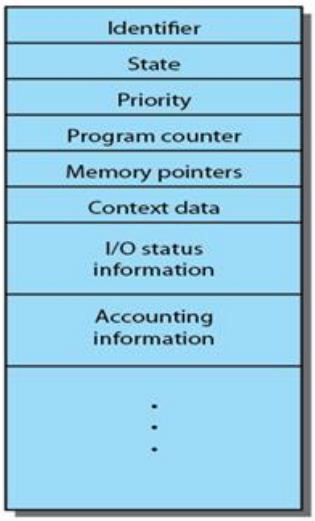


هنگامی که هیچ‌یک از فرآیندهای موجود در حافظه‌ی اصلی در حالت آماده نیستند، و با کمبود فضای حافظه مواجه هستیم، سیستم‌عامل می‌تواند، فرآیند را از حافظه‌ی اصلی خارج کرده و به Disk منتقل کند. این عمل

Swap Out نام دارد. در صورتی که فضای کافی در حافظه مجدداً در دسترس باشد، فرآیند معلق، دوباره به حافظه برگردانده می‌شود. (Swap In).

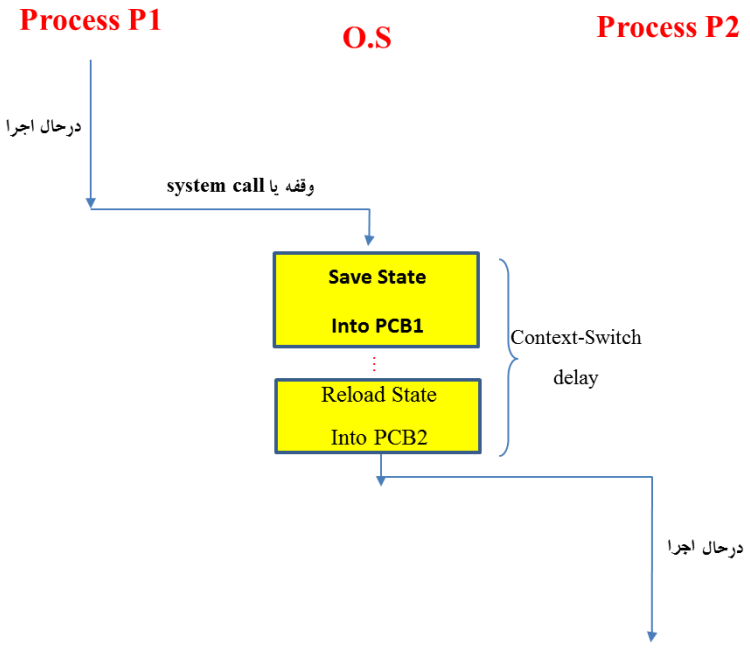
PCB (Process Control Block): یک ساختمان داده است که حاوی تمام اطلاعات مورد نیاز سیستم‌عامل درمورد یک فرآیند می‌باشد. شامل Fieldهای مختلفی مانند اطلاعات زیر است:

- ✓ شناسه‌ی فرآیند: شناسه‌ی فرآیند، شناسه‌ی والد، شناسه‌ی کاربر
- ✓ اطلاعات وضعیت فرآیند: مقادیر رجیسترها، PC(برای اینکه پس از شروع مجدد هر فرآیند، سیستم‌عامل بداند که از کجا ادامه دهد)، اشاره‌گرهای حافظه
- ✓ اطلاعات کنترل فرآیند: حالت فرآیند، اولویت، اطلاعات و وضعیت I/O، اطلاعات حسابداری (تا به حال چقدر از منابع سیستم استفاده کرده است؟)

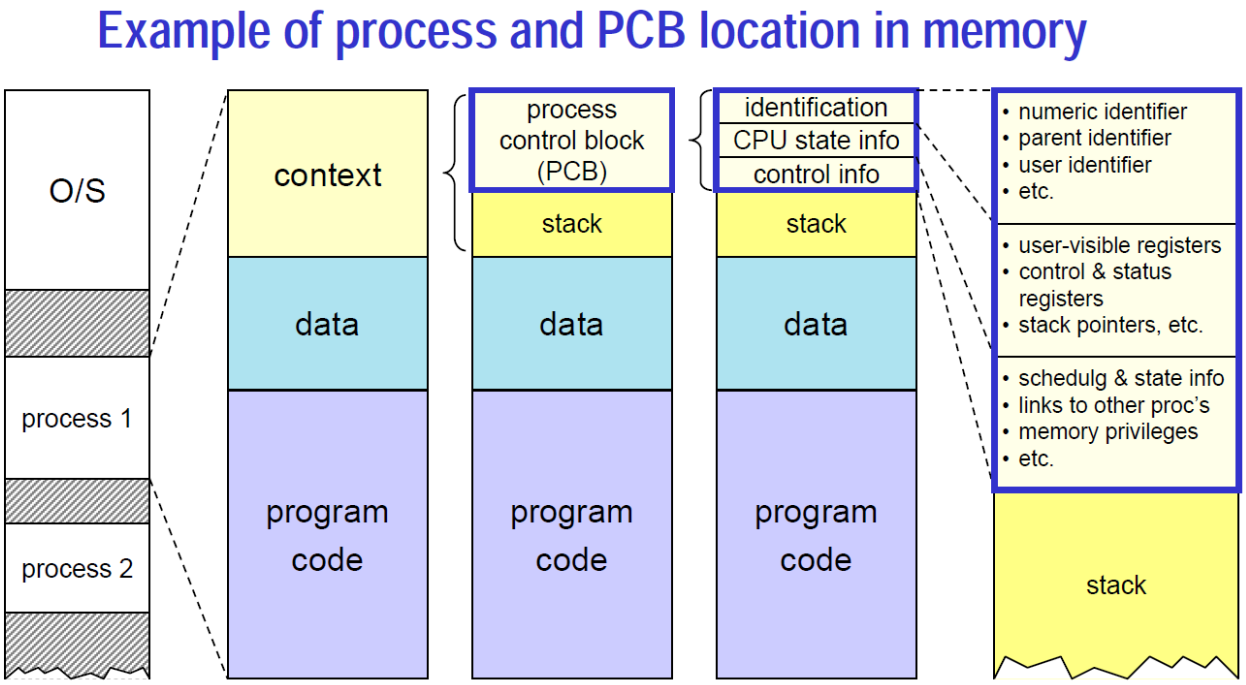


از دید سیستم عامل، PCB، نماینده یک فرآیند است. با ایجاد یک فرآیند، برای آن PCB ساخته می‌شود. وقتی فرآیند به اتمام رسید، PCB مربوط به آن حذف می‌شود و منابع در اختیار گرفته شده توسط فرآیند، آزاد می‌شوند.

Context Switch یا تعویض متن: این عمل جزء سربار به حساب می‌آید.



زمان تعویض فرآیند: تعویض فرآیند ممکن است در هر زمانی که سیستم عامل کنترل را از فرآیند در حال اجرای فعلی گرفته است انجام شود



The PCB is the most important O/S data structure

رویدادهایی که باعث می‌شوند سیستم عامل تعویض متن انجام دهد:

راهکار	دلیل	استفاده
وقفه	خارج از اجرای دستورالعمل جاری	واکنش به یک رخداد خارجی ناهمگام
تله	مربوط به اجرای دستورالعمل جاری	اداره کردن یک خطا یا شرایط استثنا
فراخوانی سیستمی system call	درخواست صریح	فراخوانی یک تابع سیستم عامل

تقسیم بندی فرآیندها از نظر استقلال

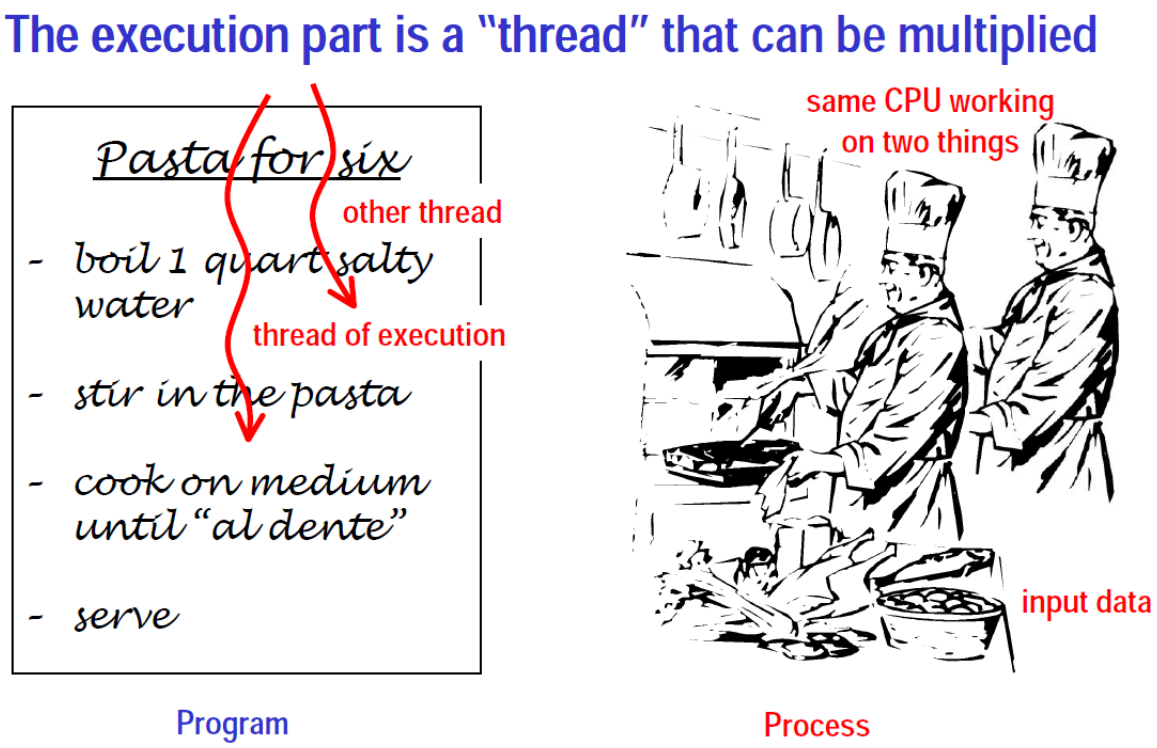
- ✓ فرآیندهای مستقل(Independent): سایر فرآیندها روی چنین فرآیندهایی تأثیر نمی‌گذارند.
- ✓ فرآیند مشارکت کننده(Cooperative): چنین فرآیندهایی یا باید با هم هماهنگ باشند، یا به ترتیب خاصی اجرا شوند.

نخ (Thread)

مفهوم فرآیند از آنچه تا به حال ارائه شد، پیچیده‌تر و ظریف‌تر است و در واقع شامل دو مفهوم جداگانه و بالقوه مستقل است. یک مفهوم مربوط به مالکیت منبع و مفهوم دیگر مربوط به اجراست. این تمایز منجر به توسعه ساختاری به نام نخ (thread) در بسیاری از سیستم‌های عامل شده است.

تا کنون مفهوم فرآیند را با دو ویژگی ارائه کرده ایم:

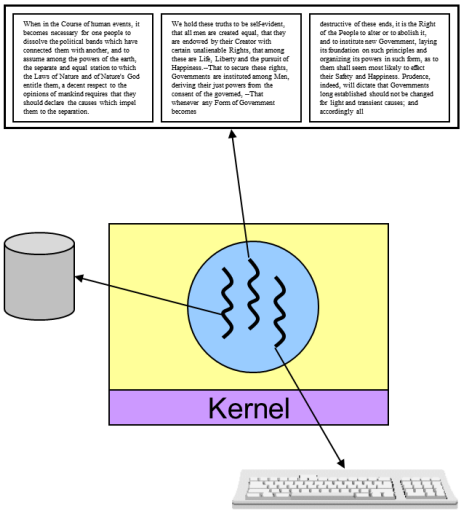
- ✓ مالکیت منبع: فرآیند شامل یک فضای آدرس مجازی است که تصویر فرآیند را نگه می‌دارد.
  - تصویر فرآیند شامل مجموعه برنامه، داده، پشته و خصیصه‌هایی که در بلوک کنترل فرآیند تعریف شده‌است، می‌باشد.
- ✓ زمانبندی/اجرا: اجرای یک فرآیند یک مسیر (رد) اجرا را در یک یا چند برنامه دنبال می کند. ممکن است در بین اجرا، فرآیندهای دیگری نیز اجرا شوند. بنابراین فرآیند دارای یک حالت اجرا و یک اولویت توزیع است و موجودیتی است که توسط سیستم عامل زمانبندی و توزیع می‌شود.



به نخ یک فرآیند سبک وزن هم گفته می‌شود. یک فرآیند می‌تواند شامل چند نخ باشد. یک فرآیند می‌تواند نقاط اجرای متعددی داشته باشد که بالقوه توسط چند پردازنده قابل اجرا باشد. در این حالت وقتی یکی از

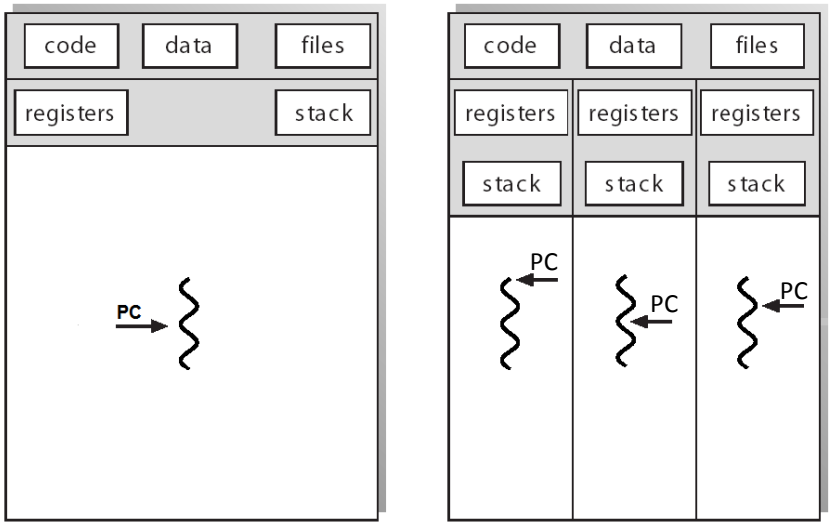
نخها به دلیلی متوقف شد، فرآیند نخ دیگری را فعال کند. تعویض نخها بسیار سریعتر از تعویض فرآیندهاست.

به عنوان مثال اگر آشپزی را به صورت یک فرآیند در نظر بگیریم که شامل مراحل مختلفی است، تا زمانی که آب به جوش می‌آید می‌توان به کار دیگری (مثلا خرد کردن پیاز یا سرخ کردن سیب زمینی) پرداخت. مثال دیگر کاربرد نخ در ویرایشگرهای متن است که یک نخ می‌تواند مسئول خواندن از بافر صفحه کلید باشد، نخ دیگر فرمت بندی متن را انجام دهد و نخ دیگر مسئول نوشتن در دیسک باشد.



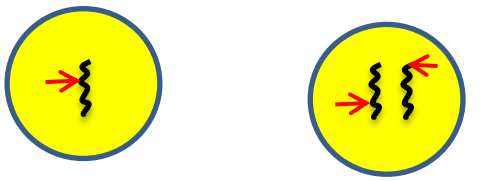
هر Thread دارای PC، مجموعه رجیسترها و فضای استک مربوط به خود می‌باشد. سایر قسمتهای یک فرآیند توسط تمام نخهای آن فرآیند به صورت اشتراکی استفاده می‌گردد.

ختم یک فرآیند منجر به ختم تمام نخهای آن خواهد شد.



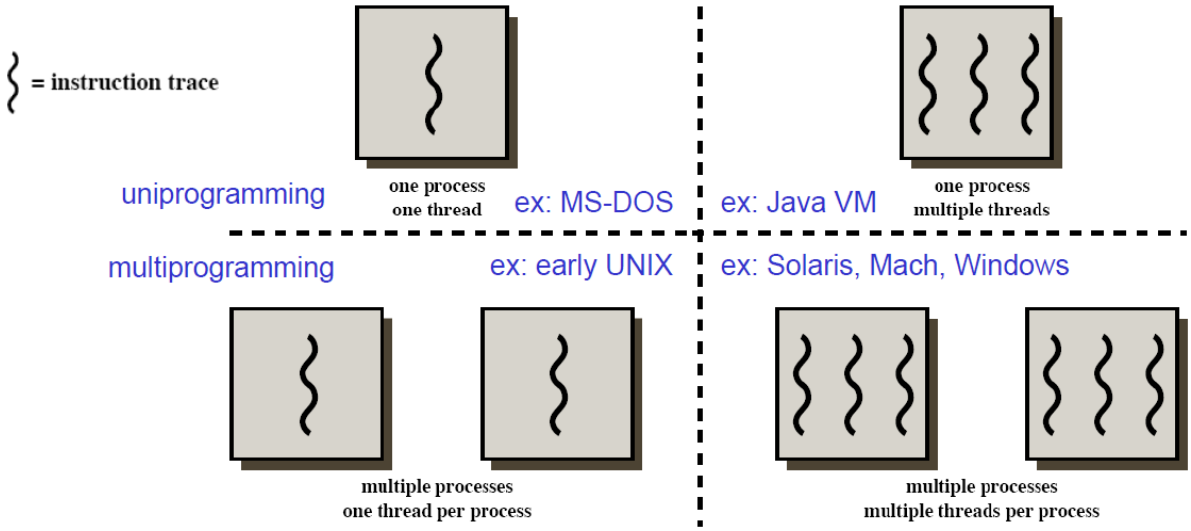
چند نخی

چند نخی (Multithreading) به توانایی سیستم‌عامل در پشتیبانی از نخ های اجرای متعدد در یک فرآیند واحد اطلاق می‌شود. رویکرد سنتی که در آن یک نخ اجرای واحد در هر پردازه وجـود دارد (و مفهـوم نـخ در آن وجود ندارد) رویکرد تک نخی نامیده می‌شود.



یک فرآیند تک نخی　　یک فرآیند چند نخی

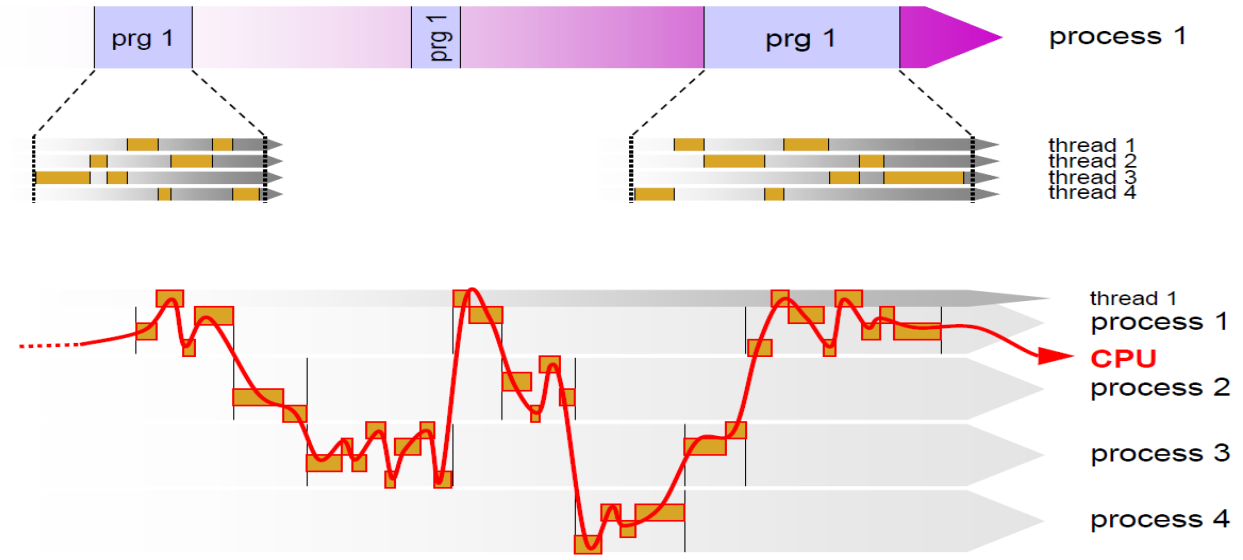
یک فرآیند تک نخی را می‌توان به چند نخی تبدیل کرد. نخ به تنهایی موجودیت ندارد و سیستم‌عامل نمی‌تواند یک نخ تولید کند.



مثال‌ها:

- ✓ MS-DOS سیستم‌عاملی است که از یک فرآیند کاربر و از نخ واحد پشتیبانی می‌کند.
- ✓ بسیاری از گونه‌های یونیکس، از فرآیندهای کاربر متعدد پشتیبانی می‌کنند، اما فقط با یک نخ در هر فرآیند این کار را انجام می‌دهد.
- ✓ محیط زمان اجرای جاوا (Java Runtime Environment) ، نمونه‌ای از سیستمی با یک فرآیند چنـدنخـی است.
- ✓ چندین فرآیند که هریک از چندین نخ پشتیبانی می‌کنند در ویندوز، Solaris و Match استفاده می‌شود.

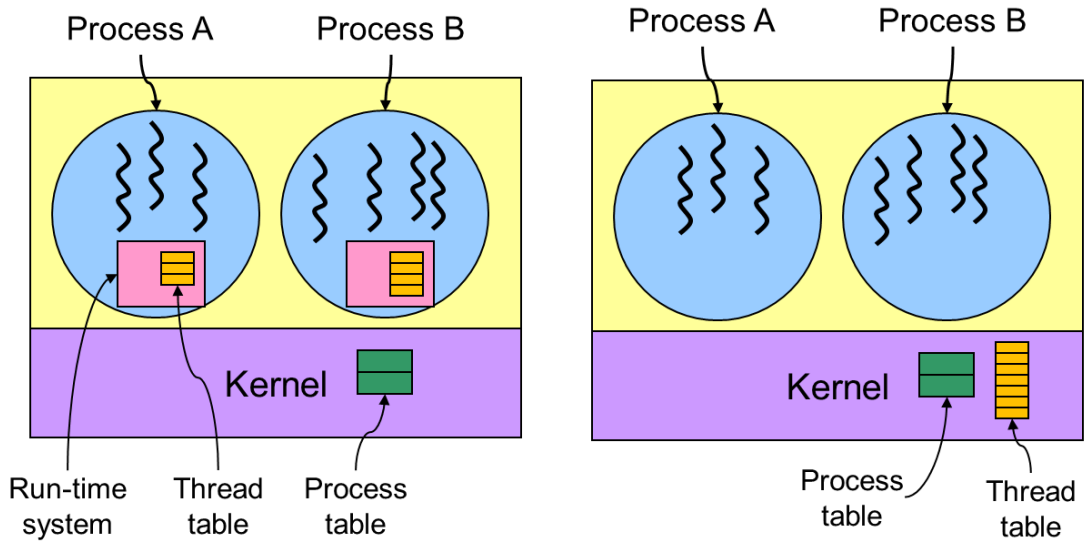
شکل زیر نحوه پردازش چهار فرآیند چندنخی توسط یک سیستم تک پردازنده‌ای را نشان می‌دهد.



نخ‌ها را می‌توان به دو دسته تقسیم نمود:

نخ سطح کاربر(user thread): مدیریت نخ‌ها و ایجاد آن به عهده کاربر است و هسته سیستم‌عامل از وجود آن ها باخبر نیست.

نخ هسته(kernel thread): هسته مسؤل ایجاد زمانبندی و مدیریت نخ‌ها است. زمانبندی بین فرآیندها انجام نمی‌شود بلکه بین نخ‌ها انجام می‌گیرد.



Contex switch برای نخ کاربر امکان‌پذیر نیست ولی برای نخ kernel امکان‌پذیر است.

مثال: A1,A2,A3,A1,B1,B3,B2,B3 در هر دو فرآیند امکان‌پذیر است.

A1,A2,B1,B2,A3,B3,A2,B1 فقط در حالت kernel امکان‌پذیر است.

استفاده از نخ‌های سطح کاربر به جای نخ‌های سطح هسته مزایایی دارد که برخی از آنها عبارتند از:

۱- از آنجا که همه ساختمان داده های مدیریت نخ در فضای آدرس کاربر یک فرآیند واحد قرار دارند، تعویض نخ نیازی به امتیازات حالت هسته ندارد. بنابراین حالت فرایند برای مدیریت نخ، به حالت هسته تغییر نمی‌کند.
۲- زمانبندی می‌تواند خاص-کاربرد باشد. الگوریتم زمانبندی نوبتی می‌تواند برای یک کاربرد مفیدتر باشد و در عین حال کاربرد دیگری ممکن است از یک الگوریتم زمانبندی مبتنی بر اولویت استفاده کند. می‌توان بدون این که در زمانبند سیستم عامل خللی ایجاد شود، الگوریتم زمانبندی مناسب را به کار گرفت.
۳- نخ‌های سطح کاربر روی هر سیستم‌عاملی اجرا می‌شوند. برای پشتیبانی از نخ‌های سطح کاربر نیازی به تغییر هسته نیست. کتابخانه نخ‌ها مجموعه‌ای از برنامه‌های سودمند در سطح کاربرد است که در همه کاربردها مشترک است.

دو عیب آشکار نخ‌های سطح کاربر:

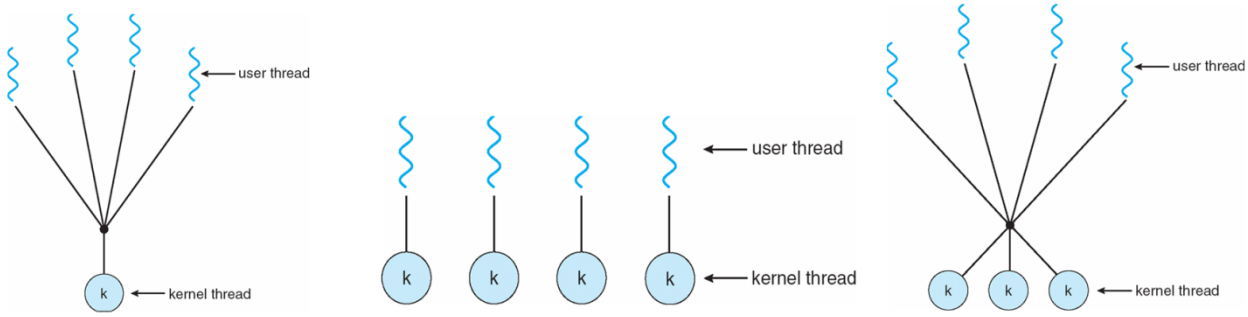
۱- در یک سیستم‌عامل متداول، بسیاری از فراخوانی‌های سیستم مسدودکننده (Blocking) هستند. در نتیجه وقتی که یک نخ سطح کاربر یک فراخوانی سیستمی را اجرا می‌کند، نه تنها آن نخ، بلکه همه نخ‌های آن فرآیند مسدود می‌شوند.
۲- در یک راهبرد ULT محض، یک کاربرد چند نخی نمی‌تواند از مزایای چند پردازشی استفاده نماید. هسته در هر زمان هر فرآیند را فقط به یک پردازنده اختصاص می‌دهد. بنابراین در یک زمان فقط یک نخ از هر فرآیند می‌تواند اجرا شود.

حالتهای عملکرد نخ

نخ‌ها مانند فرآیندها دارای حالات اجرا هستند و ممکن است بـا یکـدیگر همگـام شـوند. ایـن دو جنبـه از عملکرد نخ را به ترتیب بررسی می‌کنیم. حالات اصلی نخ مثل فرآیندها عبارتند از اجرا، آماده و مسدود. بـه طـور کلی، منظور کردن حالات معلق برای نخ‌ها بی معنی است؛ زیرا این حالات، مفاهیم سطح فرآیند می باشند. به ویژه اگر فرآیند به خارج از حافظه اصلی مبادله شود، از آنجا که همه نخ‌های آن فرایند از فضای آدرس اشتراکی استفاده می‌کنند، همه‌ی نخ‌ها لزوماً به خارج مبادله می‌شوند.

مدلهای چند نخی:

- **مدل چند به یک** (Many-to-One): در این مدل تعداد زیادی نخ سطح کـاربر بـه یـک نـخ سطح هسته نگاشت می‌شوند.
- **مدل یک به یک** (One-to-One): در این مدل هر نخ سطح کاربر به یـک نـخ سـطح هسـته نگاشت می شود. مانند Windows NT/XP/2000 و Linux
- **مدل چند به چند** (Many-to-Many): این مدل اجازه می دهد چندین نـخ سـطح کـاربر بـه چندین نخ سطح هسته نگاشت شوند. مانند Solaris



Many-to-One One-to-One Many-to-Many Model

فصل سوم

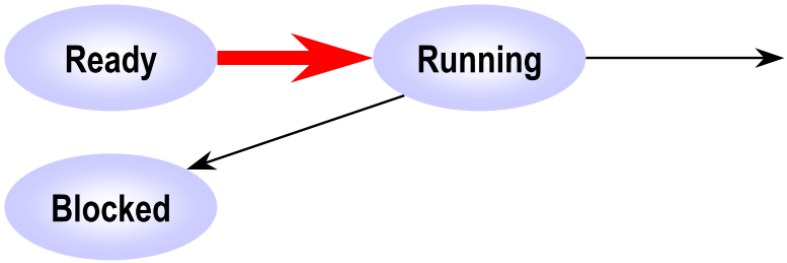
زمان‌بندی فرایندها

در این فصل به مبحث زمان‌بندی فرایندها در یک سیستم تک‌پردازنده ای خواهیم پرداخت. فرآیندهایی که در صف آماده قرار گرفته اند، لزوماً به ترتیب سرویس دهی نمی‌شوند. تصمیم در مورد اینکه کدام‌یک از فرآیندهای موجود در صف آماده برای اجراگرفتن CPU انتخاب شوند مورد بحث ماست. الگوریتم‌های مختلفی برای این کار وجود دارند.

حالت‌های تصمیم گیری

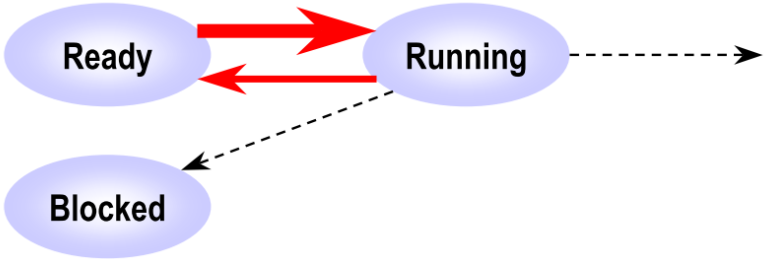
۱- بدون قبضه کردن (non-preemptive) ←انحصاری

فرآیند در حال اجرا، آنقدر به اجرا ادامه میدهد تا خاتمه یابد، یا اینکه خودش برای انتظار I/O یا درخواست خدمتی از سیستم‌عامل، مسدود گردد.



۲- با قبضه کردن (preemptive) ←غیر انحصاری

سیستم‌عامل می‌تواند، فرآیند در حال اجرا را متوقف کند (CPU را از آن بگیرد) و به حالت آماده منتقل کند.



اهداف الگوریتم‌ها

۱- عادل باشد

۲- سازگار بودن با سیاست‌های سیستم(فرآیند های الویت دار به بدون اولویت ترجیح داده می‌شود)

۳- مشغول نگه داشتن منابع سیستم (CPU و دستگاههای I/O)

معیارها از دیدگاه کاربر

- ✓ زمان پاسخ: (response time) فاصله زمانی ارائه تقاضا تا شروع دریافت یک پاسخ.
- ✓ زمان کل: (turnaround time) فاصله زمانی بین پذیرش یک فرآیند تا تکمیل آن.
- ✓ زمان انتظار: (wating time) مدت زمانی که یک فرآیند در صف آماده، منتظر اجرا شدن می‌ماند.

نکته: یک الگوریتم زمانبندی مناسب، الگوریتمی است که زمان پاسخ و زمان کل و زمان انتظار minimize باشد.

معیارها از دیدگاه سیستم

- ✓ توان عملیاتی: (throughput) تعداد فرآیندهای تکمیل شده در واحد زمان.
- ✓ بازدهی پردازنده: (CPU utilization) درصد زمانی که پردازنده مشغول می‌باشد.

الگوریتم های زمان بندی

۱- FCFS(First Come First Served)

به فرآیندها به ترتیبی که درخواست داده اند CPU اختصاص می‌یابد. اگر یک فرآیند بلوکه شود اولین فرآیند درصف آماده، اجرا می‌شود. هرگاه یک فرآیند از حالت بلوکه به حالت آماده برود به انتهای صف آماده فرستاده می شود.

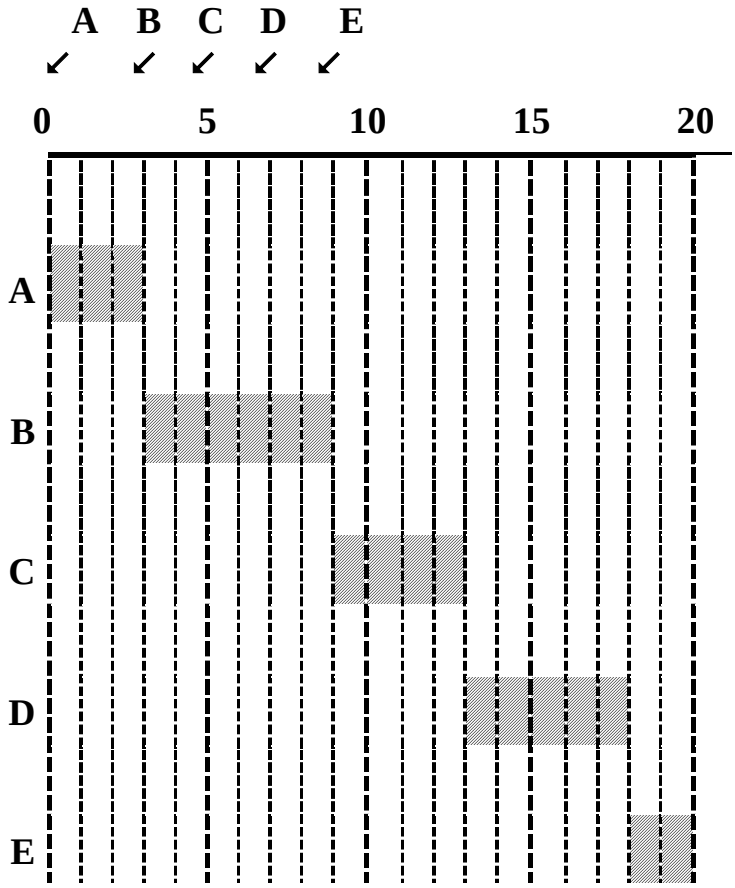
مزیت: ساده بودن و عملی بودن (سهولت پیاده سازی)

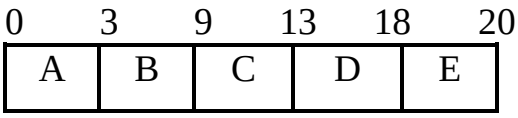
معایب: - انحصاری بودن

- بالا بودن زمان انتظار
- ممکن است یک فرآیند کوتاه زمان زیادی منتظر بماند
- امکان استفاده در سیستم‌های اشتراک زمانی وجود ندارد

مثال ۱ :

Process	Arrival Time	Service Time
A	0	3
B	2	6
C	4	4
D	6	5
E	8	2





	A	B	C	D	E
زمان ورود	0	2	4	6	8
زمان خروج	3	9	13	18	20

$$\Rightarrow \text{میانگین زمان کل} = \frac{(3-0)+(9-2)+(13-4)+(18-6)+(20-8)}{5} = 8.6$$

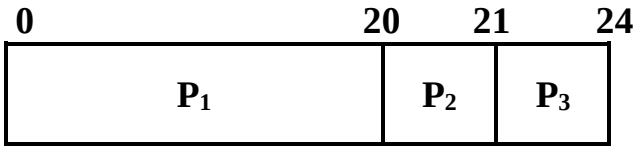
$$\Rightarrow \text{میانگین زمان انتظار} = \frac{0+1+5+7+10}{5} = 4.6$$

مثال۲ : فرآیندهای زیر در صف قرار گرفته اند. متوسط زمان انتظار را برای ترتیب‌های زیر بر اساس الگوریتم FCFSپیدا کنید (فرض: زمان ورود هر سه لحظه صفر باشد)

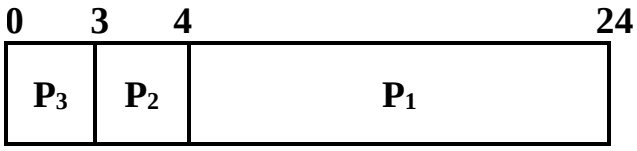
فرآیند	زمان مورد نیاز برای اجرا
P_1	20
P_2	1
P_3	3

P_3 P_2 P_1

P_1 P_2 P_3



$$\Rightarrow AWT = \frac{0+20+21}{3} = 13.67$$



$$\Rightarrow AWT = \frac{4+3+0}{3} = 2.33$$

متوسط زمان انتظار به ترتیب اجرای فرآیندها بستگی دارد.

Short CPU burst Short CPU burst Long CPU burst

۲- SPN (Shortest Process Next) Algorithm

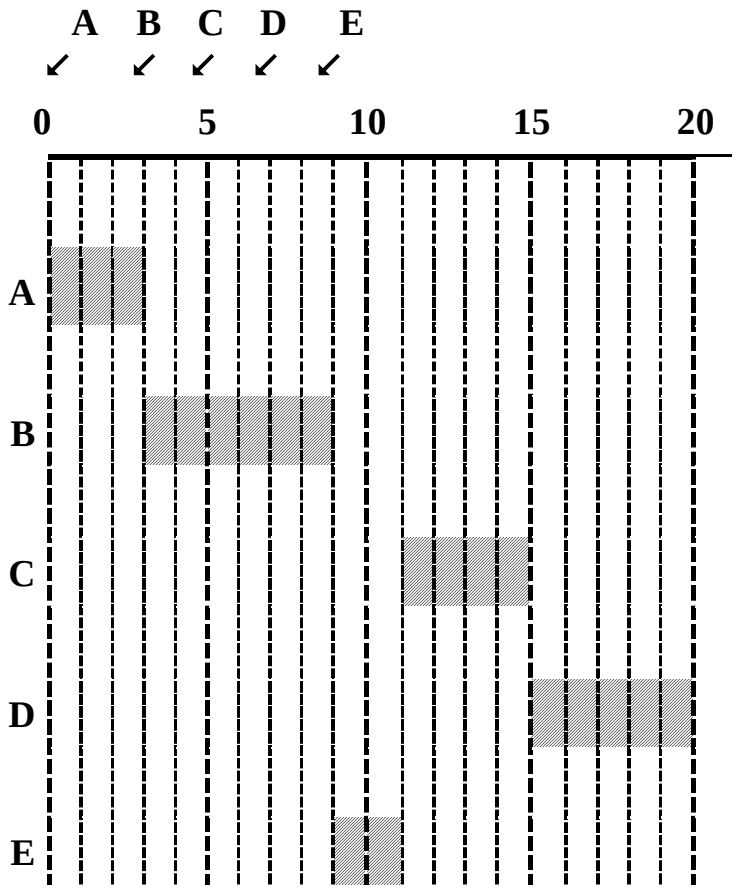
یک راه برای بهبود رفتار FCFS، برای فرآیندهای کوتاه‌مدت است. در این الگوریتم فرآیندی که کوتاهترین زمان پردازش را دارد از صف فرآیندهای آماده انتخاب می‌شود.

معایب:

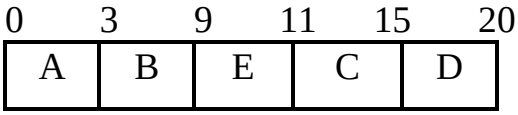
- ✓ نیاز داشتن اطلاعات مقاطع زمانی قبل از شروع اجرا
- ✓ احتمال به تعویق افتادن کارهای طولانی (گرسنگی)
- ✓ انقطاع ناپذیر بودن (انحصاری)

مثال:

Process	Arrival Time	Service Time
A	0	3
B	2	6
C	4	4
D	6	5
E	8	2



.



.

PROCESS	A	B	C	D	E
زمان ورود	0	2	4	6	8
زمان خروج	3	9	15	20	11

$$\text{میانگین زمان کل} = \frac{3+7+11+14+3}{5} = 7.6$$

$$\Rightarrow$$

$$\Rightarrow \text{میانگین زمان انتظار} = \frac{0+1+7+9+1}{5} = 3.6$$

۳- الگوریتم نوبتی گردشی (Round Robin):

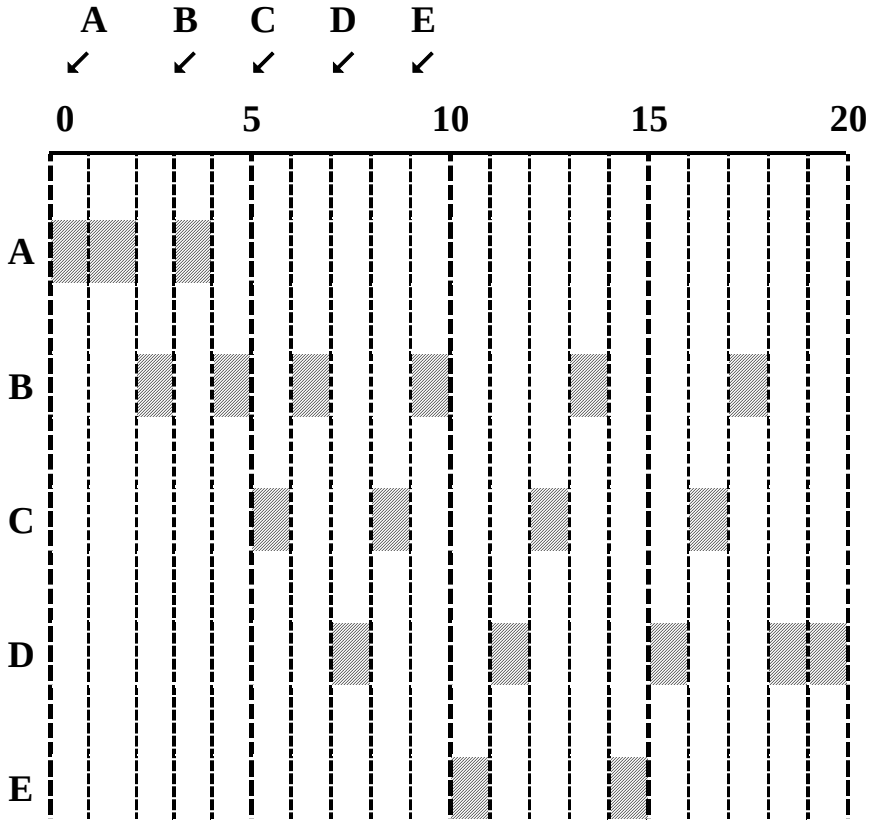
یک الگوریتم غیرانحصاری بوده و براساس بازه‌های زمانی (کوانتوم) کار می‌کند. در این الگوریتم صف فرآیندهای آماده به صورت حلقوی درنظر گرفته شده و به هر فرآیند، حداکثر به مدت یک بازه زمانی کوتاه (برش زمانی) پردازنده اختصاص می‌یابد.

اگر زمان اجرای فرآیند کمتر از برش زمانی باشد، آنگاه فرآیند بعد از اتمام زمان اجرا پردازنده را آزاد می‌کند.

اگر زمان اجرای فرآیند بیشتر از برش زمانی باشد، آنگاه فرآیند بعد از اتمام برش زمانی، به وسیله وقفه پردازنده را آزاد کرده و به انتهای صف فرآیندهای آماده می‌رود و فرآیند بعدی از ابتدای صف انتخاب خواهد شد.

نکته: مساله مهم در این الگوریتم، طول برش زمانی است. اگر برش زمانی طولانی انتخاب شود، رفتار آن شبیه الگوریتم FCFS می‌شود. اگر برش زمانی کوتاه انتخاب شود، درصد بازدهی کم می‌شود ← زمان زیادی صرف تعویض متن می‌شود.

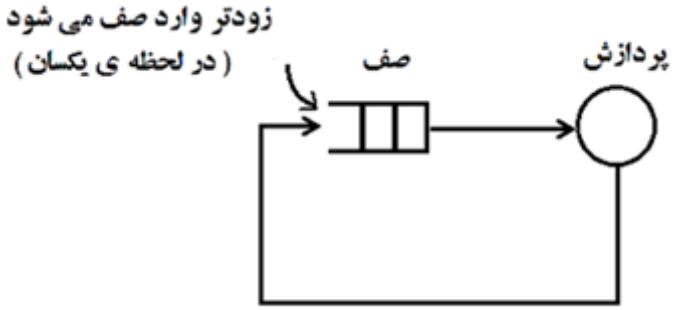
مثال: کوانتوم ← q=1

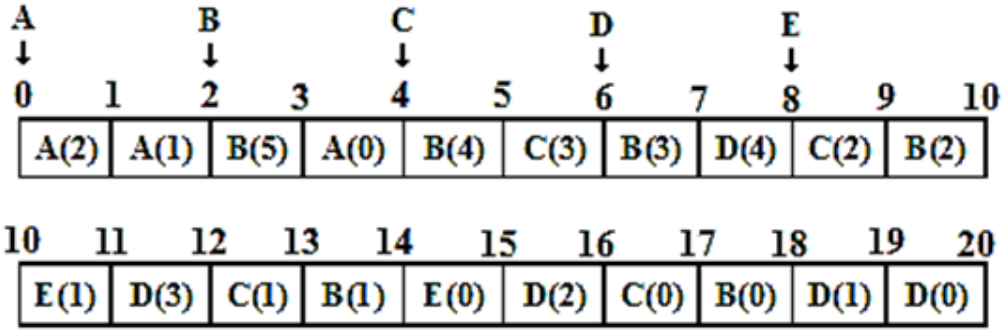


زمان پاسخ: A:0 B:0 C:1 D:1 E:2

	A ↓		B ↓		C ↓		D ↓		E ↓
لحظه	0	1	2	3	4	5	6	7	8
صف	⊐	⊐	A	B	C	B	C D	B C	D E B
پردازش	A	A	B	A	B	C	B	D	C

نکته:



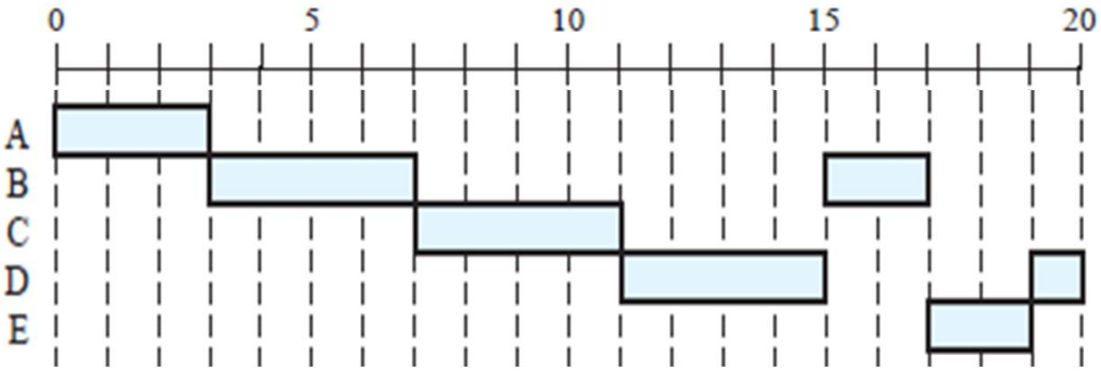


$$\text{میانگین زمان کل} = \frac{(4-0)+(18-2)+(17-4)+(20-6)+(15-8)}{5} = 10.8$$

$$\text{میانگین زمان انتظار} = \frac{1+10+9+9+5}{5} = 6.6$$

مثال: کوانتوم ← q=4

زمان پاسخ: A:0 B:1 C:3 D:5 E:9



$$\text{میانگین زمان کل} = \frac{(3-0)+(17-2)+(11-4)+(20-6)+(19-8)}{5} = 10$$

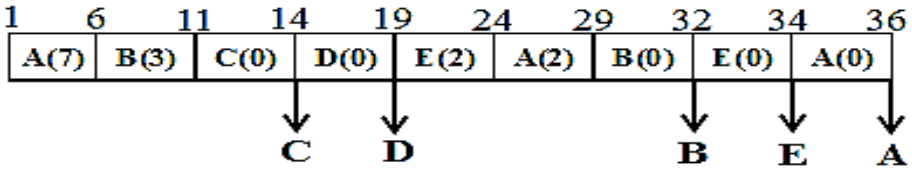
$$\text{میانگین زمان انتظار} = \frac{0+9+3+9+9}{5} = 6$$

زمان پاسخ: از لحظه‌ای که فرآیند وارد می‌شود تا لحظه‌ای که اولین بار نوبتش می‌شود.

هر چه کوانتوم کمتر باشد ← زمان پاسخ نیز کمتر است.

مثال: متوسط زمان کل براساس الگوریتم RR با برش زمانی 5 را محاسبه کنید.

نام فرآیند	زمان ورود	مدت زمان اجرا
A	1	12
B	2	8
C	3	3
D	4	5
E	5	7



$$\text{متوسط زمان کل} = \frac{(36-1)+(32-2)+(14-3)+(19-4)+(34-5)}{5} = 24$$

٤- الگوریتم SRT (Shortest Remaining Time)

این الگوریتم یک نوع SPN غیرانحصاری است و همواره فرآیندی را انتخاب می‌کند که کوتاه‌ترین زمان پردازش باقی مانده را داشته باشد. هنگامی که فرآیند جدیدی به صف آماده ملحق می‌گردد، اگر زمان باقیمانده پردازش فرآیند در حال اجرا، از زمان مورد نیاز فرآیند تازه وارد بیشتر باشد، فرآیند جاری معوق می‌گردد و به صف فرآیندهای آماده منتقل می‌گردد و پردازنده در اختیار فرآیند تازه وارد قرار می‌گیرد.

مزیت: در مقایسه با SPN معمولاً زمان کل بهتری ارائه می‌کند.

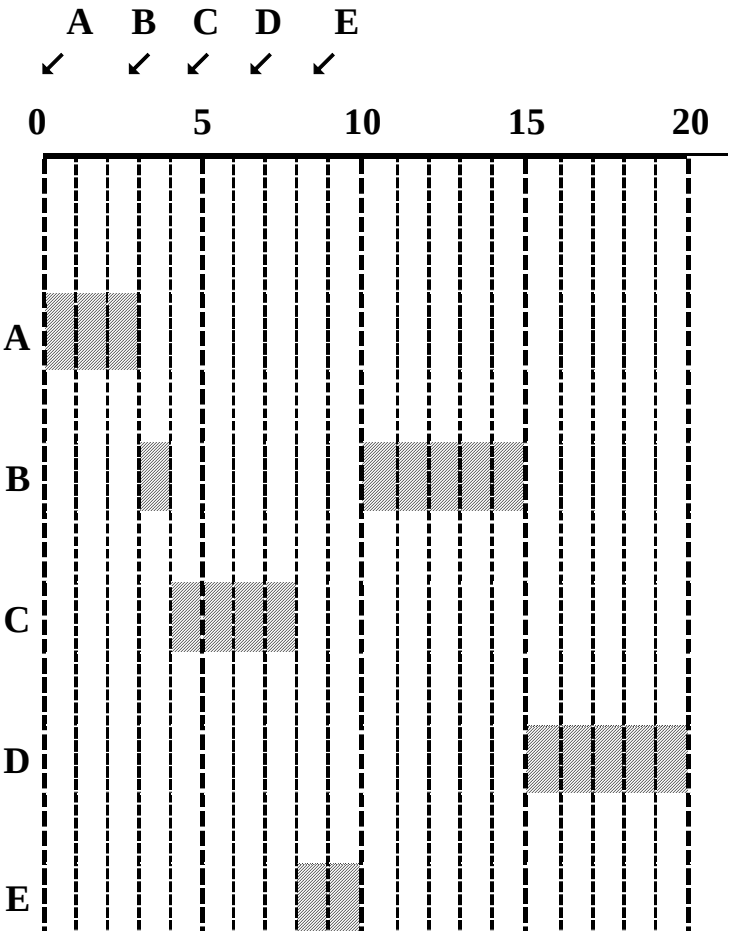
معایب: - نیاز به دانستن اطلاعات مقاطع زمانی قبل از اجرا.

- احتمال به تعویق افتادن کارهای طولانی (گرسنگی)

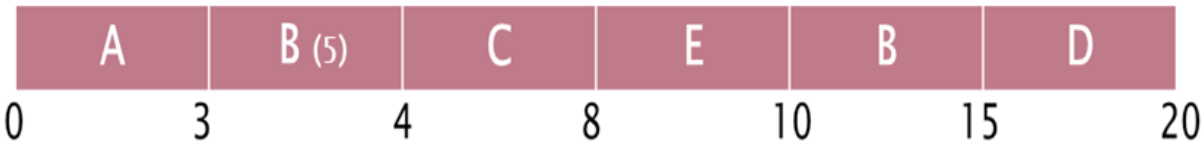
- نسبت به SPN سربار بیشتری دارد.

مثال:

فرآیند	زمان موردنیاز
A	3
B	6
C	4
D	5
E	2



	Process	A	B	C	D	E	
	Arrival Time	0	2	4	6	8	
	Service Time (T_s)	3	6	4	5	2	Mean
SRT	Finish Time	3	15	8	20	10	
	Turnaround Time (T_r)	3	13	4	14	2	7.20
	T_r/T_s	1.00	2.17	1.00	2.80	1.00	1.59



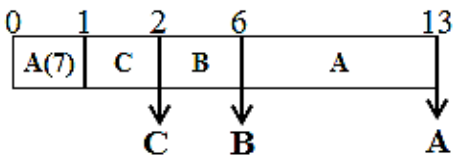
$$\text{میانگین زمان کل} = \frac{(3-0)+(15-2)+(8-4)+(20-6)+(10-8)}{5} = 7.2$$

$$\text{میانگین زمان انتظار} = \frac{0+7+0+9+0}{5} = 3.2$$

✓ همان طور که قبلا ذکر شد، میانگین زمان انتظار و میانگین زمان کل کمتری نسبت به SPN دارد.

مثال: با توجه به جدول زیر، میانگین زمان کل و انتظار را براساس الگوریتم SRT محاسبه نمایید.

نام فرآیند	زمان ورود	مدت زمان اجرا
A	0	8
B	2	4
C	1	1



$$\text{میانگین زمان کل} = \frac{13+4+1}{3} = 6$$

$$\text{میانگین زمان انتظار} = \frac{5+0+0}{3} = 1.6$$

۵- الگوریتم HRRN (Highest Response Ratio Next)

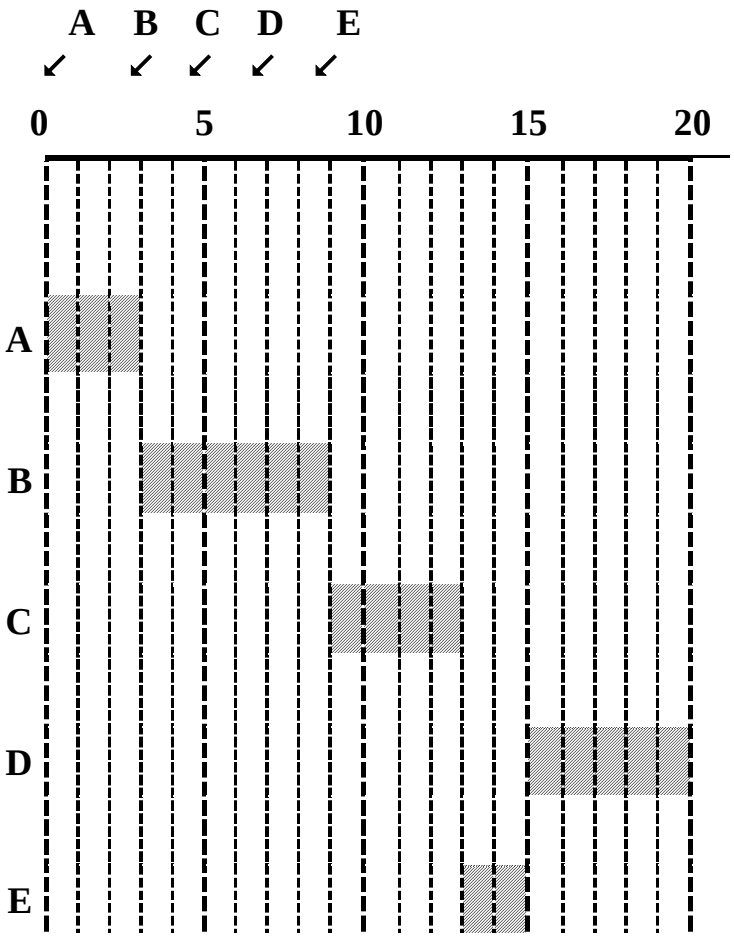
یک الگوریتم زمان بندی انحصاری است که در آن اولویت هر فرآیند، تابعی است از مدت زمان اجرا (زمان سرویس آن) و مدت زمانی که برای بدست آوردن پردازنده منتظر بوده‌است. بنابراین فرآیندهای کوتاه‌تر اولویت بیشتری دارند اما فرآیندهای طولانی‌تر بعد از مدتی که منتظر ماندند، مورد توجه قرار می‌گیرند.

$$\textbf{نسبت پاسخ} = \frac{\text{زمان سرویس}\,(s) + \text{زمان انتظار}\,(w)}{\text{زمان سرویس}\,(s)}$$

- ✓ هرکدام بیشتر بود برای اجرا انتخاب می‌شود.
- ✓ در این الگوریتم پدیده‌ی گرسنگی به وجود نخواهد آمد.

مثال:

فرآیند	زمان موردنیاز
A	3
B	6
C	4
D	5
E	2



در لحظه 0 فقط فرآیند A است، پس اجرا می‌گردد. در لحظه 3، بعد از اتمام اجرای A ، فقط B وجود دارد. پس اجرا می‌گردد. اما در لحظه 9 بعد از اتمام اجرای B باید برای تمامی فرآیندهای تازه وارد، C, D, E، نسبت پاسخ محاسبه گردد.

در لحظه 9 :

$$RR(C)=\frac{5+4}{4}=2.25 \qquad RR(D)=\frac{3+5}{5}=1.6$$

$$RR(E)=\frac{1+2}{2}=1.5$$

- ✓ در لحظه ۹ فرایند C دارای نسبت به پاسخ بیشتری است، بنابراین برای اجرا انتخاب می‌گردد.
- ✓ در لحظه ۱۳ بعد از اتمام فرایند C، نسبت پاسخ برای D, E محاسبه می‌شود و فرایند E برای اجرا انتخاب می‌گردد.

در لحظه13 :

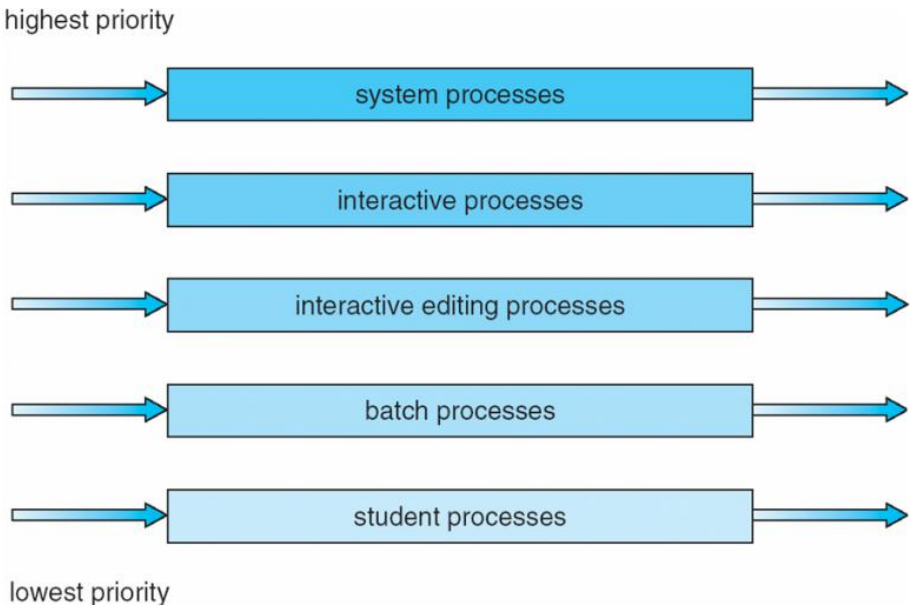
$$RR(D)=\frac{7+5}{5}=2.4 \qquad RR(E)=\frac{5+2}{2}=3.5$$

میانگین زمان کل $\frac{3+7+9+14+7}{5}=\frac{40}{5}=8$

میانگین زمان انتظار $\frac{0+1+5+9+5}{5}=\frac{20}{5}=4$

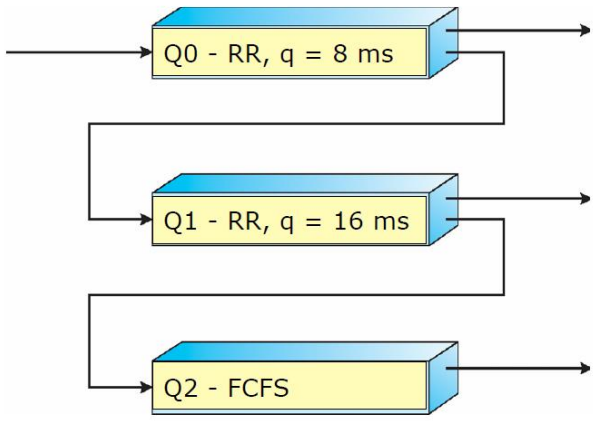
٦- الگوریتم multi-level feedback queue scheduding

در این الگوریتم فرآیندها به سادگی به گروه‌های مختلف رده بندی می‌شوند، این الگوریتم صف فرآیندهای آماده را به صف های مجزا تقسیم می‌کند. فرآیندها بر حسب ویژگی‌هایی در یک صف قرار می‌گیرند.



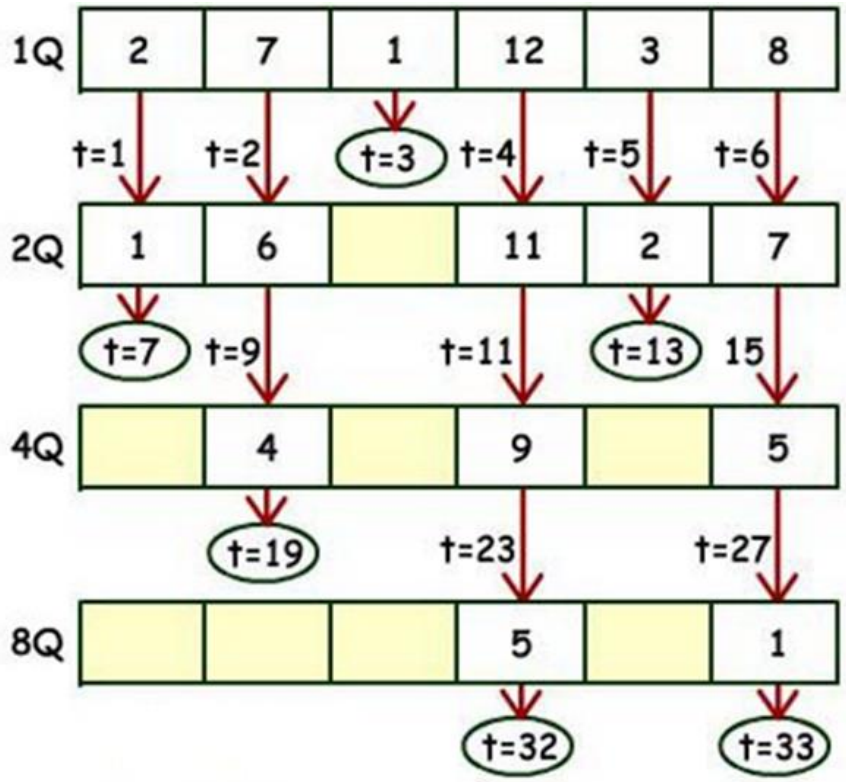
هر صف می‌تواند الگوریتم زمان‌بندی مخصوص به خود را داشته باشد. اگر فرآیندی پردازنده را مدت زیادی به خدمت گیرد به صف با الویت کمتر منتقل می‌شود و اگر فرآیندی زمان طولانی در انتظار باشد به صف با الویت بیشتر منتقل می‌شود.

Multilevel Queue Scheduling



Multilevel feedback Queue Scheduling

مثال: 6 کار داریم که همگی در زمان صفر وارد شده اند وبه ترتیب 2 ، 7 ، 1 ،12 ، 3 و8 واحد زمانی پردازش احتیاج دارند. با صف های چندگانه بازخورد که صف اول، یک واحد زمانی ، صف دوم و بعدی هر کدام دو برابر صف قبلی CPU تخصیص داده می شود. میانگین زمان **کل** چند است؟



زمان کل = T خروج − T ورود

ATT $= (3 + 7 + 13 + 19 + 32 + 33) / 6 = 17.83$

۱
۲
۳
۴
۵
۶
۷
۸

فصل چهارم

همگام سازی فرآیندها

فرایند ها دو نوع اند: مستقل و مشارکت کننده

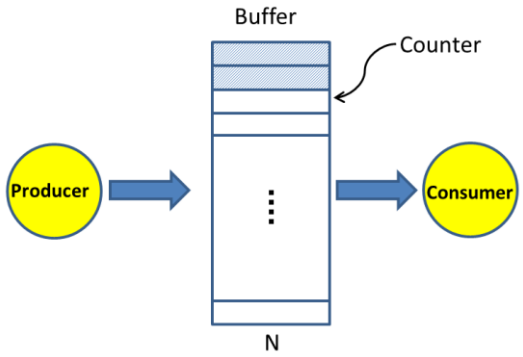
فرآیندهای مشارکت کننده (همکار) برای انجام همکاری نیاز به اشتراک و یا تبادل داده دارند.

مثال: کامپیوتر کاراکتر تولید می‌کند و پرینتر مصرف می‌کند.

دسترسی همروند به داده‌های مشترک ممکن است باعث ناسازگاری داده‌ای شود (فرآیندهای مستقل این مشکل را ندارند و به هر ترتیبی اجرا شوند خروجی نهایی یکسان است).

✓ **PRODUCER_CONSUMER PROBLEM (مسأله تولید کننده/مصرف کننده)**

اگر نرخ تولید ومصرف یکسان باشد به بافر احتیاج نیست اما چون در مسأله تولیدکننده/مصرف‌کننده ممکن است نرخ تولید و مصرف یکسان نباشد برای هماهنگ‌سازی بین تولید کننده و مصرف کننده از یک بافر استفاده می شود.



Producer Pseudo-code

```
Repeat
   Produce an item;
   while (Counter==N) do no_op;
   Buffer[Counter]=item;
   Counter=Counter+1;
   Until False
```

Consumer Pseudo-code

```
Repeat
   while (Counter==0)  do no_op;
   item=Buffer[Counter];
    Counter=Counter-1;
    Consume the item;
    Until False
```

شبه کد تولید کننده

تولید کننده یک item تولید می‌کند. سپس بافر را بررسی می‌کند اگر بافر پر باشد هیچ کاری انجام نمی‌دهد در غیر این صورت item داخل Buffer[Counter]گذاشته می‌شود و یک واحد به Counter اضافه می‌شود.

شبه کد مصرف کننده

اگر متغیر Counter برابر صفر باشد مصرف‌کننده هیچ کاری انجام نمی‌دهد. در غیر این صورت محتویات خانه Counter ام بافر داخل item گذاشته می‌شود. سپس یک واحد از Counter کم می‌شود. و item توسط مصرف‌کننده مصرف می‌شود.

فرض کنید مقدار فعلی Counter=5 باشد و تولید کننده دستورCounter=Counter+1 و مصرف کننده دستور Counter=Counetr-1 را اجرا نماید بدیهی است که مقدار صحیح Counter مجدداً باید 5 باشد درحالی که با اجرای همروند این دو فرایند ممکن است مقدار این متغیر 5،4 یا 6 باشد.

یک دستور لزوماً یک خط نیست وقتی به زبان ماشین ترجمه می‌شود به چند خط تبدیل می‌شود.

Counter=Counter+1	Counter=Counter-1
Load R1, Counter	Load R2, Counter
INC R1	DEC R2
Store Counter,R1	Store Counter,R2

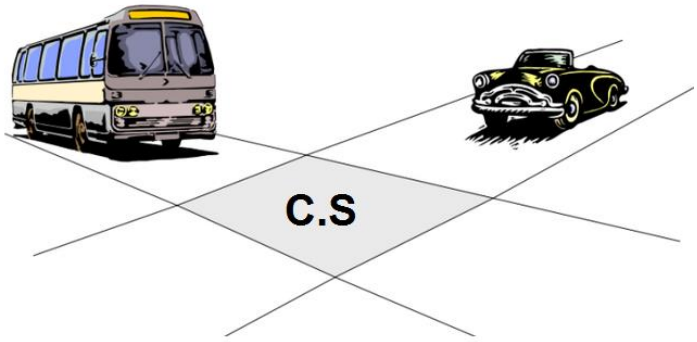
T0: producer execute R1 = counter {R1 = 5}
T1: producer execute R1 = R1 + 1 {R1 = 6}
T2: consumer execute R2 = counter {R2 = 5}
T3: consumer execute R2 = R2 - 1 {R2 = 4}
T4: producer execute counter = R1 {counter = 6 }
T5: consumer execute counter = R2 {counter = 4}

برای جلوگیری از این مشکل باید کاری کنیم که تنها یک فرآیند در هر زمان بتواند یک متغیر مشترک را دستکاری کند.

ناحیه بحرانی(Critical Section)

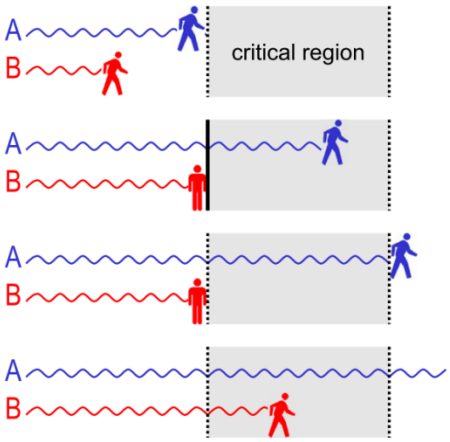
قسمتی از فرآیند است که دسترسی به منبع مشترک با فرآیند دیگر در آنجا صورت می‌گیرد. در این حالت فقط یک فرآیند در هر لحظه در ناحیه بحرانی خود قرار دارد.

```
while (true) {
    entry section
        critical section
    exit section
        remainder section
}
```



الگوریتم‌هایی که به منظور هماهنگی و همگام سازی فرآیندها پیشنهاد می‌شوند باید شروط زیر را رعایت کنند:

۱- **شرط انحصار متقابل(Mutual exclusion)**: یعنی هنگامی که فرآیندی در ناحیه بحرانیش اجرا می‌گردد، هیچ فرایند دیگری نباید در ناحیه بحرانی باشد.



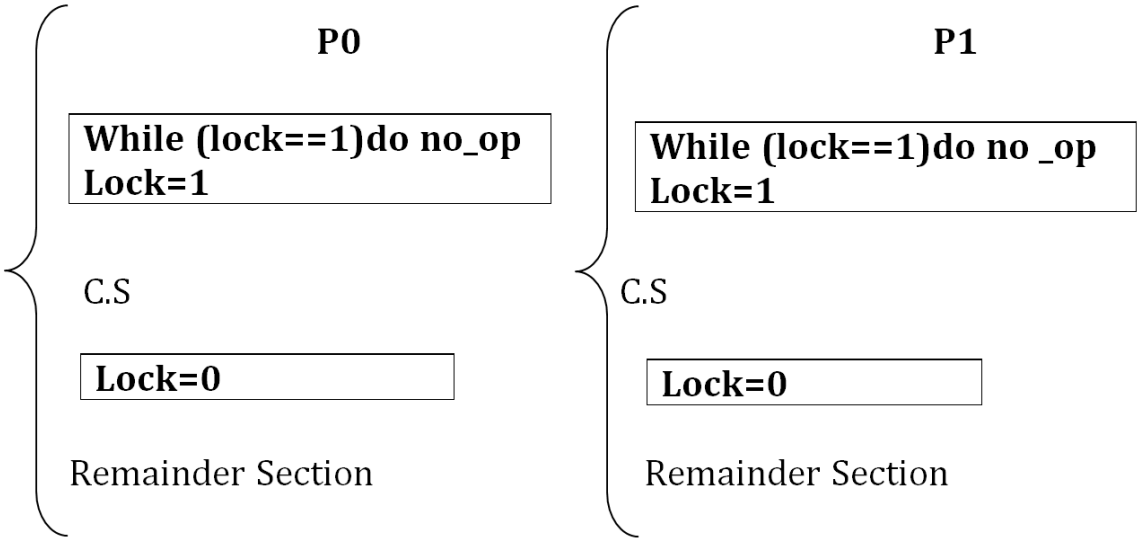
۲- **شرط پیشرفت(Progress)**: اگر هیچ فرایندی در ناحیه بحرانی خود حضور ندارد و تقاضاهایی برای ورود به ناحیه بحرانی توسط سایر فرآیندها وجود دارد، فقط فرایندهایی که هنوز به ناحیه بحرانی نرسیده‌اند در تصمیم گیری برای ورود دخالت می‌کنند. به عبارت دیگر فرایندی که نه در ناحیه بحرانی است و نه داوطلب ورود به ناحیه بحرانی، نباید مانع ورود فرایندهای دیگر به ناحیه بحرانیشان شود.

۳- **شرط انتظار محدود(Bounded waiting)**: یک فرآیند منتظر ورود به ناحیه بحرانی نباید به طور نامحدود در حالت انتظار باقی بماند(مدت استفاده از ناحیه بحرانی برای هر فرآیند محدود است).

ساده ترین راه حل: از کار انداختن وقفه قبل از C.S و فعال کردن مجدد آن بعد از C.S این روش در سیستمهای چندپردازنده ای کاربرد ندارد. همچنین ممکن است برنامه کاربر دوباره وقفه را فعال نکند. پس این روش راه حل مناسبی نیست.

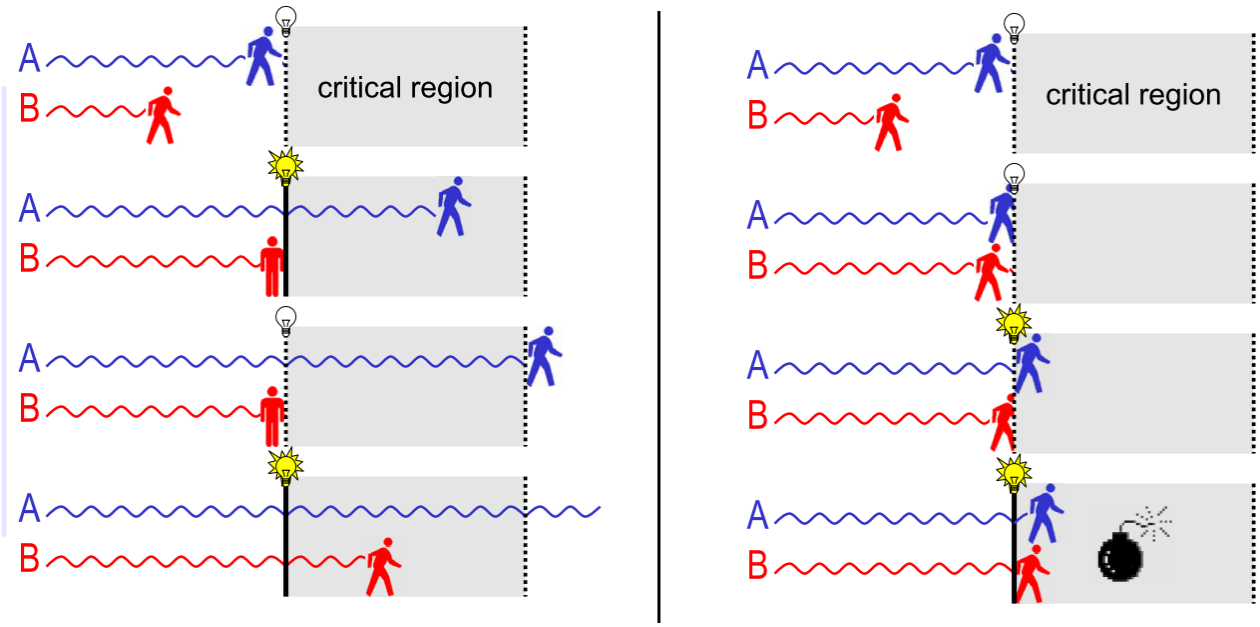
الگوریتم‌های هماهنگ سازی فرآیندها

روش استفاده از متغیر قفل(متغیرlock): یک راه حل کاملا نرم افزاری است که بر اساس متغیر مشترکی به نام lock کار می‌کند.

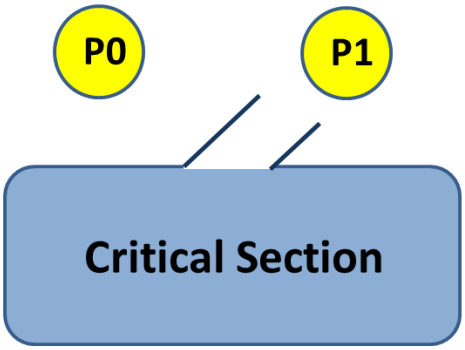


این روش شرط انحصار متقابل را برآورده نمی‌کند.

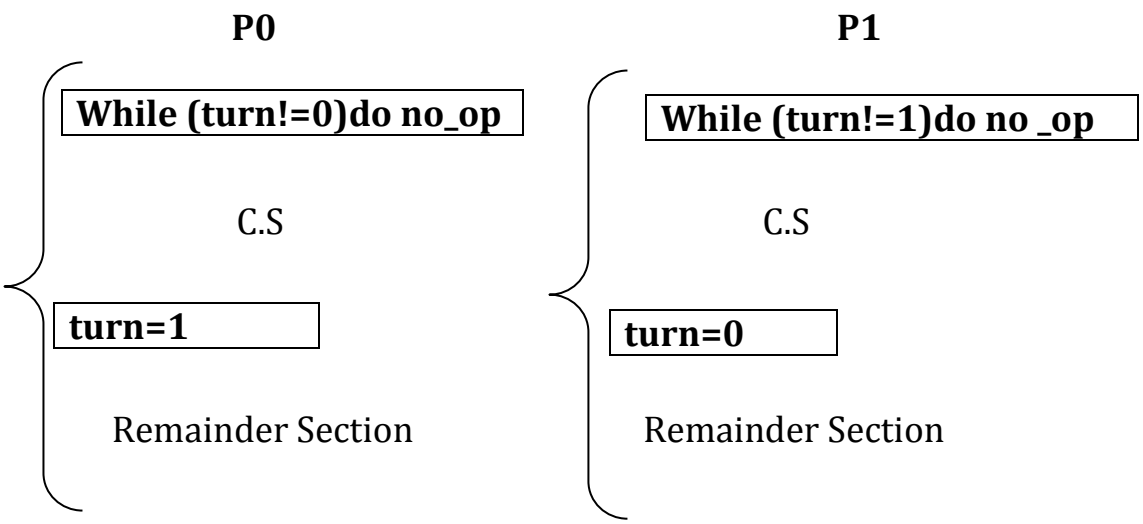
فرآیند P0 در حلقه‌ی While متغیر lock را چک می‌کند و چون برابر با صفر است به سراغ خط بعدی می‌رود تا lock را یک کند ولی قبل از آنکه این دستور را انجام دهد برش زمانی تمام شده و CPU به فرآیند P1 داده می‌شود. فرآیند P1 نیز متغیر lock را برابر صفر می‌بیند و از حلقه‌ی While خارج می‌شود و lock را برابر با یک کرد ه و وارد ناحیه بحرانی خود می‌شود. حال اگر دوباره پردازنده به P0 داده شود این فرآیند نیز عدد یک را در lock ریخته و وارد ناحیه بحرانی خود می‌شود.



روش تناوب قطعی(Strict Alternation) یا الگوریتم Dekker:



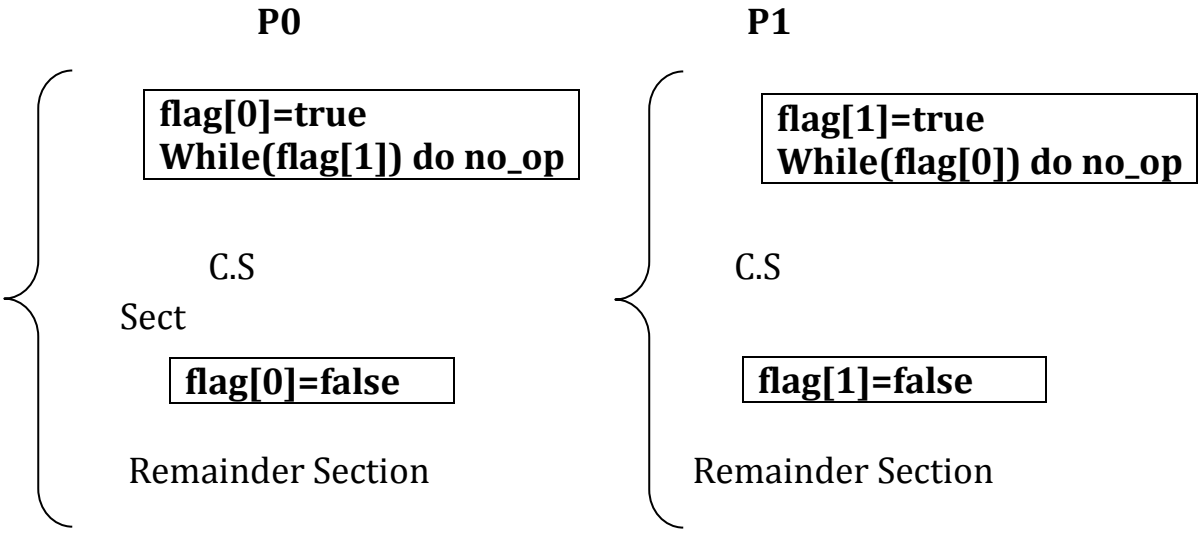
در این روش ورود به ناحیه بحرانی به صورت نوبتی امکان پذیر است. فرض میکنیم که ناحیه بحرانی دارای یـک ورودی اسـت و ورودی بـه سمت هر فرآیندی که باشد آن فرآیند می‌تواند وارد ناحیه بحرانی خود شود اما فرآیند موظف است پس از خروج از ناحیه بحرانـی ورودی را به سمت فرآیند دیگر تنظیم نماید.



- ✓ این الگوریتم شرط پیشرفت را برآورده نمی کند زیرا اگر یک فرآیند نه در ناحیه بحرانی باشد و نه برای ورود به آن رقابت کند می‌تواند فرایند دیگر را بلوکه کند.

روش استفاده ازflag ها:

در این روش به جای استفاده از متغیر turn از یک آرایه دو خانه‌ای از متغیرهـای Boolean اسـتفاده مـی کنیم و مقدار اولیه این عناصر false است. flag[0]= flag[1] = false



در این الگوریتم شرط انحصار متقابل و شرط پیشرفت برقرار است. ولی شرط انتظار محدود را برآورده نمی‌کند. مثلا اگر P0 بعد از اجرای دستور اول(flag[0]=true) پردازنده را از دست بدهد (بازه زمانی آن تمام شود) و پردازنده در اختیار P1 قرار گیرد،flag[1] هم true شده و هر دو فرآیند در حلقه While گیر می‌کنند(در وضعیت no-op باقی خواهند ماند). هر چند CPU بین آن‌ها جابجا می‌شود ولی وضعیت تغییر نمی‌کند.

الگوریتم پترسون (Peterson)

در این الگوریتم هم از متغییر Turnو هم از متغییر Flag استفاده می‌شود (تلفیقی از دو الگوریتم قبلی می‌باشد). متغیر Turn مبین این است که کدام فرآیند حق بیشتری برای ورود به ناحیه بحرانی را دارد.

```
Boolean Flag[2];  Int  Turn=0;

P0(void) {                                  P1(void) {
While(True){                                While(True){
    Flag[0] =True;                              Flag[1] =True;
    Turn=1;                                     Turn=0;
    While(Flag[1]&&(Turn==1)) do no_op;         While(Flag[0]&&(Turn==0)) do no_op;
    c.s;                                        c.s
        Flag[0]=False;                              Flag[1]=False
    Remainder Section;                          Remainder Section;
    }                                           }

Void main()
{
Flag[0]=False;
Flag[1]=False;
Par begin(P0, P1);
}
```

مزایای الگوریتم پترسون:

این الگوریتم هر سه شرط را به صورت زیر برآورده می‌کند:

- ✓ **ارضای شرط انحصار متقابل**:

زمانی که هر دو فرآیند بخواهند وارد ناحیه بحرانی خود شوند (خط ۳)، متغیرهای Flag[0]وFlag[1] مـی توانند هر دو مقدار true داشته باشند، اما متغیر Turn، نمی‌تواند هم صفر و هم یک باشد. لذا هر لحظه، فقط به یک فرآیند اجازه ورود به ناحیه بحرانی داده می‌شود و در نتیجه شرط انحصار متقابـل در ایـن الگـوریتم برقـرار است.

✓ **ارضای شرط پیشرفت:**

اگر فرآیند P1 در بخش باقیمانده خود باشد (بعد از خط ٤) و در این زمان فرآیند P0 از ناحیه بحرانی بیرون آمده و سپس مجدداً درخواست این ناحیه را داشته باشد، چون Flag[1] از قبل False شده (در خط ٤) پس باز هم وارد ناحیه بحرانی می‌شود و لذا شرط پیشرفت برقرار است.

✓ **ارضای شرط انتظار محدود:**

اگر یک فرآیند بخواهد مکرراً به ناحیه بحرانی دسترسی داشته باشد، فرآیند درخواست کننده دیگر در صورت نیاز به ناحیه‌ی بحرانی، با تنظیم مقدار Flag خود به true (در خط ١)، اجازه دسترسی را از فرآیند رقیب(اول) می‌گیرد. سپس نوبت دهی تصادفی نبوده و گرسنگی وجود ندارد. مشکل بن بست نیز در این الگوریتم وجود ندارد چون پس از اجرای موازی یا همروند خطوط ١ و ٢ با توجه به مقدار Turn، حتماً یکی از فرآیندها وارد ناحیه بحرانی می شود. پس شرط انتظار محدود همواره برقرار است.

عیب: انتظار مشغول رخ می‌دهد، زیرا تا زمانی که P0 در ناحیه بحرانی است P1 بی کار است و سیکل‌های پردازنده را به هدر می‌دهد.

مثال: اگر فرایندهای P0 و P1 به صورت زیر باشند کدامیک از خروجی‌ها قابل اجرا و کدامیک غیر قابل اجرا می‌باشند؟

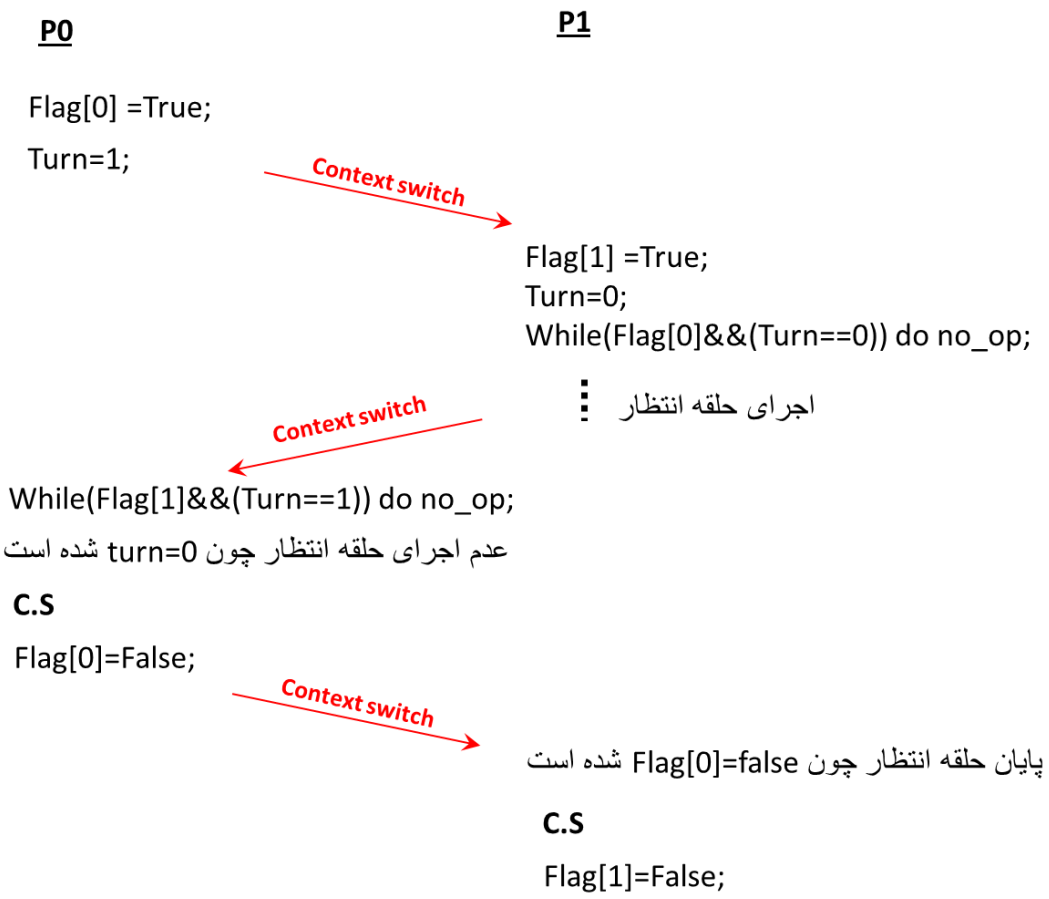
P0 :	P1:
Print(A);	Print(C);
Print(B);	Print(D);

الف) ABCD :قابل اجرا می‌باشد زیرا ابتدا فرآیند P0 و سپس تعویض متن رخ داده و فرآیند P1 اجرا شده است.

ب) ACDB :قابل اجرا می باشد زیرا ابتدا دستور چاپ A و سپس تعویض متن رخ داده و دستور Cچاپ می‌شود و سپس دستور D چاپ شده و مجدداً تعویض متن صورت می‌گیرد و دستور B چاپ می‌شود.

ج) ABCB : غیر قابل اجراست. دستور A چاپ شده و سپس برنامه ادامه داده می‌شود و دستورB چاپ و سپس تعویض متن صورت گرفته و دستور C چاپ می‌شود و در ادامه چون دستور B قبلا یک‌بار اجرا شده نمی‌تواند مجدداً اجرا شود.

مثال برای تعویض متن در زمانهای مختلف در الگوریتم پترسون



همگام سازی با حمایت سخت افزار

اگر سخت افزار قابلیت اجرای دستورات مشخصی را به صورت وقفه ناپذیر (atomic) داشته باشد، با استفاده از متغیر مشترک می‌توان مسأله ناحیه بحرانی را حل کرد.

۱- دستور Test_and_set:

```
Boolean Test_and_set (Boolean &target)
{
   Boolean rv=target;
   Target=True;
   Return rv:
}
```

در این دستور بار اول ورودی همان خروجی است ولی بررسی می‌کند که دفعات بعدی خروجی حتماً True باشد.

فرآیندهایی که می‌خواهند به صورت هماهنگ عمل کنند با استفاده از متغیر Lock با مقدار اولیه False مطابق زیر عمل می‌کند:

```
While( Test_and_set(Lock)) do nothing ;
```

C.S

```
Lock= False
```

Remainder Section;

۲- **دستور Swap** :

```
Void Swap(Boolean &A, &B)
{
Boolean temp=A;
A=B;
B=temp;
 }
```

فرآیندهایی که می‌خواهند از این دستور استفاده کنند باید یک متغیر محلی بنام Key با مقدار اولیه False و یک متغیر مشترک بنام Lock با مقدار اولیه False استفاده کنند. در این صورت:

P0 :

```
Key=true;
Repeat
Swap(Lock , Key)
Until Key=False;
```

C.S;

```
Lock=False
```

Remainder Section;

P1:

```
Key=true;
Repeat
Swap(Lock , Key)
Until Key=False;
```

C.S;

```
Lock=False
```

Remainder Section;

هر کدام Lock را تغیر دهند در دیگری نیز تغیر می‌کند اما Key متغیر محلی است و هرکدام فقط می‌توانند Key مربوط به خود را تغیر دهند.

دستور Swap دستوری وقفه ناپذیر است.

تمامی روش‌هایی که تاکنون مطرح شد از مکانیزم انتظار مشغولی (Busy Waiting) استفاده می‌کنند. انتظار مشغولی بدین معنی است که فرآیند در حلقه گیر می‌کند و منتظر می‌شود تا اینکه اجرا شود و یا بازه زمانی آن تمام شود.

سمافور (Semaphore)

متغیر صحیحی (Int) است بنام S که صرف نظر از مقدار دهی اولیه‌اش فقط از طریق دو عمل **وقفه ناپذیر** Wait و Signal قابل دسترسی است.

این دو عمل به صورت زیر تعریف می شوند:

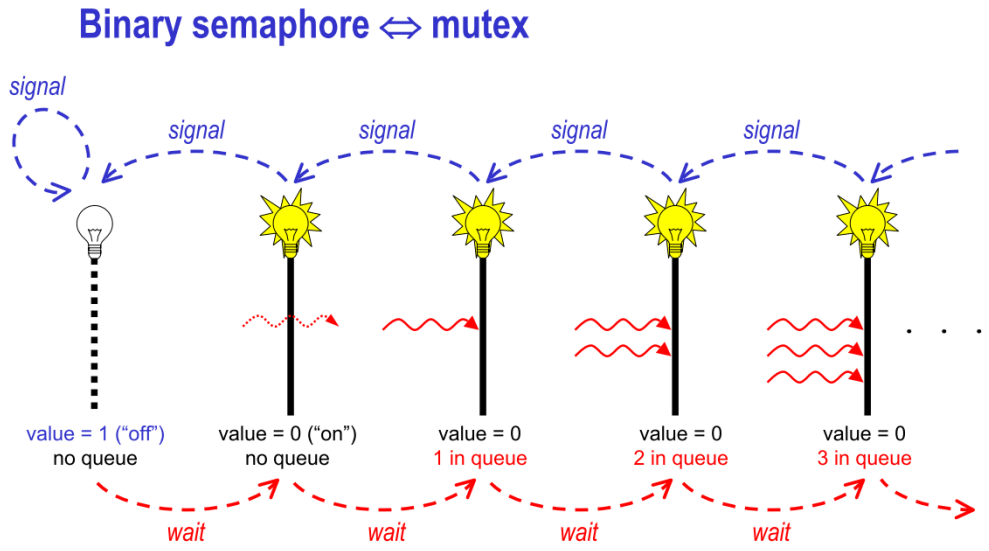
```
wait(Semaphore S)
{
  while S<=0
    ; //no operation
  S--;}
```

```
signal(S)
{
  S++; }
```

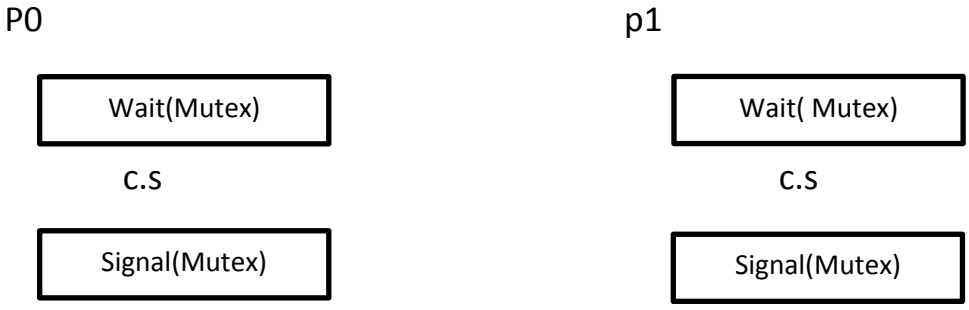
سمافورها به دو دسته تقسیم می‌شوند:

شمارشی: متغیر می تواند هر عدد صحیحی باشد.

باینری: متغیر می تواند فقط معادل ۰ یا ۱ داشته باشد.



سمافور باینری به صورت زیر می‌باشد: (در صورتی که مقدار Mutex=1 باشد)



نکته:

Waitو Signal وقفه ناپذیر بوده پس در وسط این دو عمل وقفه‌ای صورت نمی‌گیرد.

همچنین می توان با استفاده از سمافور عمل هماهنگی فرآیندها را انجام داد. مثلا اگر در دو فرآیند P0 و P1 لازم باشد دستوری در فرآیند P0(مثلا دستور MOV) حتماً قبل از دستوری در فرآیند P1(دستور ADD) اجرا شود از سمافوری به نام Sync با مقدار اولیه صفر می‌توان به صورت زیر استفاده کرد.

P0	P1
…….	…….
…….	…….
100: MOV	Wait(Sync)
Signal(Sync)	173: ADD

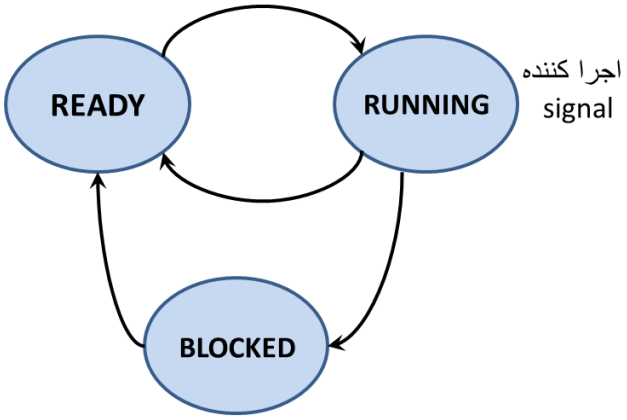
نکته: مقداردهی اولیه به سمافور اهمیت زیادی دارد.

برای رفع انتظار مشغول (Busy waiting) می توان عملیات Wait و Signal را در سمافور بـه صـورت زیر بهبود داد. برای این کار سمافور را به صورت یک رکورد تعریف می‌کنیم:

```
Typedef struct {
Int Value;
Stuct process *L;
} semaphore;
```

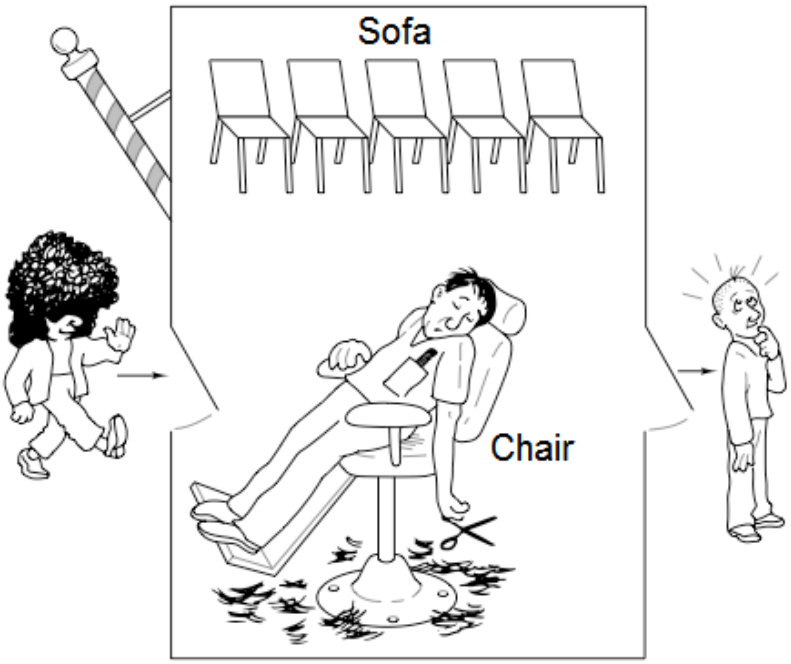
```
Wait(S)
S.Value --;
If(S.Value<0)
{
Add this process to S.L;
Block the process;
}
```

```
Signal (s)
S.Value ++:
If(S.Value≤0)
{
Remove a process P from S.L;
Wake-up (P)     (از حال انتظار به آماده)
}
```



مسئله آرایشگر خواب آلود (Sleeping barber problem)

یک مغازه سلمانی دارای اتاق انتظار با n صندلی و یک صندلی برای کوتاه کردن مو است، اگر هیچ مشتری وجود نداشته باشد سلمانی به خواب می‌رود. اگر سلمانی مشغول به کار باشد و صندلی خالی موجود باشد، مشتری بر روی یک صندلی خالی می‌نشیند. اگر سلمانی خواب باشد مشتری او را بیدار می‌کند. این مسئله را به کمک سمافور حل کنید.



مقدار دهی اولیه:

Sofa :n

chair :1

ready :0

finished :0

leave-chair :0


(Costumer)

enter Barber-shop; مشتری وارد مغازه می‌شود.

wait(sofa); یکی از جاهای خالی sofa کم می‌شود.

Sit on sofa; مشتری در صف sofa می‌نشیند .

wait(chair);	chair=0 می‌شود.
Get up from sofa;	مشتری از صف sofa بلند می‌شود .
Signal(sofa);	یکی به جاهای خالی sofa اضافه می‌شود.
Sit in chair;	مشتری بر روی صندلی chair می‌نشیند.
Signal (ready);	مشتری آماده است.
Wait(finished);	کار مشتری تمام شده است.
Leave chair;	مشتری صندلی را ترک می کند.
Signal(leave-chair);	

(Barber)

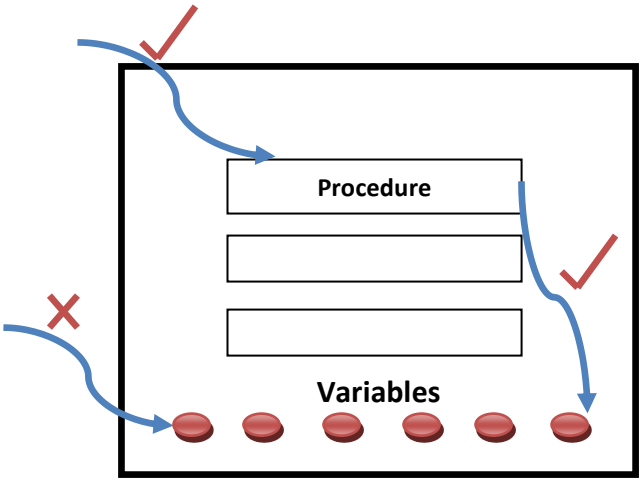
wait(ready);	هیچ کس در حال حاضر آماده نیست.
cut hair;	سلمانی موهای مشتری را کوتاه می‌کند.
signal(finished);	کار مشتری تمام شده‌است.
wait(leave-chair);	مشتری ازمغازه خارج می‌شود.
signal(chair);	صندلی در حال حاضر خالی است و آماده پذیرش مشتری است.

تمرین: در مورد مساله فلاسفه و میز ناهار خوری تحقیق کرده، آن را به وسیله سمافور پیاده‌سازی کنید.

مانیتور

یکی دیگر از ابزارهای مورد استفاده برای هماهنگی فرآیندها، مانیتور می‌باشد. مانیور یک ابزار نـرم افـزاری سطح بالاست که از مجموعه‌ای از رویه‌ها (procedure) و متغیرها تشکیل شده‌است.

این متغیرها صرفاً ازطریق رویه‌های داخلی مانیتور قابل استفاده هسـتند و خـارج از مـانیتور فقـط رویـه‌هـا قابـل دسترسی‌اند.



۱ تعریف متغیرها

۲ تعریف رویه‌ها

۳ مقدار دهی کدها

ساختار مانیتور به شکل زیر است:

```
Monitor     monitor-name
{
    shared variables and declarations;
    procedure   P1(...) { ...          }
    procedure  P2(...) {      ...      }
                    ⋮
    procedure  Pn (...) {     ...      }
    Initialization  code {    ...      }
}
```

مثال: حل مسئله تولید کننده – مصرف کننده با مانیتور

```
Monitor  Producer-Consumer
{
    condition full,empty;                    ۱
    int count;
     Procedure  enter() {
    if(count==N) wait(full);
    put_item(widget);
    count++;
   if(count==1)   signal(empty);             ۲

   Procedure remove() {
    if(count==0) wait (empty);
    remove_item(widget)
    count-- ;
    if(count==N-1) signal(full)
     }
 count=0;                                    ۳
}
```

همواره ناحیه بحرانی فرآیندهای مرتبط که دارای منابع مشترک هستند به صورت رویه‌های داخل مانیتور قرار می‌گیرد.

فرایند تولید کننده()Producer

```
{
while(true)
{
  make-item (widget)
 Producer-Consumer.enter();
}
}
```

فرایند مصرف کننده ()Consumer

```
{
 while(true)
 {
 Producer-Consumer.remove();
consume-item;
 }
 }
```

نکته:

- در هر لحظه فقط یک فرآیند در مانیتور در حال اجراست.
- همواره ناحیه بحرانی فرایندهای مرتبط که دارای منابع مشترک هستند بصورت رویه‌هایی داخل مانیتور قرار می‌گیرند.
- full و empty متغیرهای شرطی هستند که بر روی آنها صرفا دو عمل wait و signal قابل اجراست.

۱
۲
۳
۴
۵
۶
۷
۸

فصل پنجم

بن‌بست

در یک سیستم چند برنامگی امکان رقابت فرآیندها برای در اختیار گرفتن منابع وجود دارد. در موقعیتی که تعدادی فرآیند منتظر در سیستم وجود دارد که هر کدام منابعی را در اختیار دارند و دیگران منتظر همان منابع هستند و با پیشرفت زمان تغییری در حالت فرآیندها پیش نمی‌آید، در سیستم بن بست رخ داده است.

انواع منابع از نظر نوع استفاده :

- منابع قابل استفاده مجدد (Reusable Resources)
  - منابعی که بارها توسط فرآیندها می‌توانند استفاده شوند.
    - پردازنده، حافظه اصلی و جانبی- I/O
- منابع غیر قابل استفاده مجدد (Non-reusable Resources)
  - منابعی که با یک بار استفاده، دیگر قابل استفاده نیستند.
    - وقفه‌ها، پیام‌ها، علائم

هرگاه فرآیندی بخواهد منبعی را بدست آورد باید مراحل زیر طی شود:

۱- در خواست منبع و به دست آوردن آن: اگر منبع آزاد باشد آن را به دست می‌آورد در غیر این صورت به وضعیت بلوکه می‌رود.
۲- استفاده از منبع: فرآیند می‌تواند روی منبعی که در اختیار دارد کار کند.
۳- آزاد کردن منبع: با اتمام کار، فرایند منبع را آزاد می‌کند و این منبع به مجموع منابع آزاد سیستم اضافه می شود.

** در خواست منبع و آزاد کردن آن از طریق system call انجام می‌گیرد.

✓ برای رخداد بن بست باید همه شرایط زیر فراهم باشد:
  - انحصار متقابل (mutual Exclusion)

یعنی منبعی وجود داشته باشد که در هر زمان فقط یک فرآیند بتواند از آن استفاده کند.

  - گرفتن منابع و انتظار برای منابع جدید (Hold & Wait)

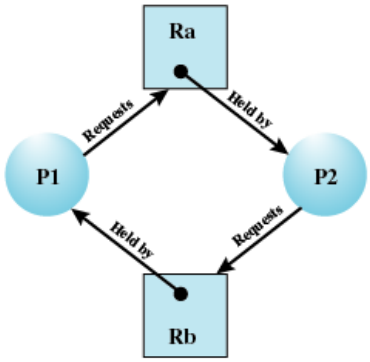
یک فرآیند بتواند منبعی را در اختیار بگیرد و تا زمانی که دیگر منابع مورد نیاز وی (فرآیند مورد نظر) که در اختیار فرآیندهای دیگر است آزاد نشود، منتظر بماند.

- عدم قابلیت پس گرفتن منابع (انقطاع ناپذیری)

منابع را نتوان پیش از اتمام کار فرآیند و آزاد شدن آنها از یک فرآیند پس گرفت.

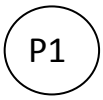
- انتظار حلقوی (Circular Waiting) (شرط اصلی)

چرخه‌ای از فرآیندهای منتظر وجود داشته باشد و هر کدام منابع مورد نیاز فرآیند های دیگری را در اختیار دارد.



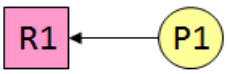
(c) Circular wait

گراف تخصیص منابع (resource allocation graph): روشی برای نمایش بهتر مسائل بن بست است.

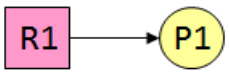
فرآیند ها را با یک دایره نشان می‌دهیم. 

منابع را با مستطیل نشان می‌دهیم و نقطه‌های درون آن تعداد منابعی را که از آن موجود است را نشان می‌دهد.

جهت فلش مشخص کننده درخواست و یا در اختیار داشتن منبع است.

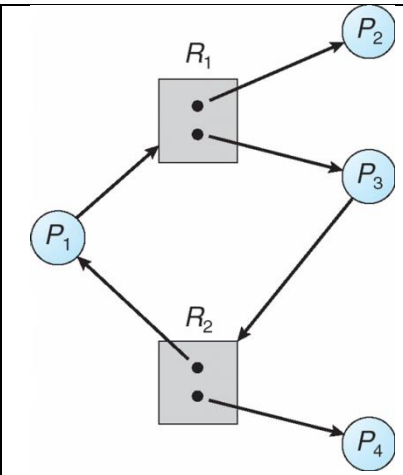
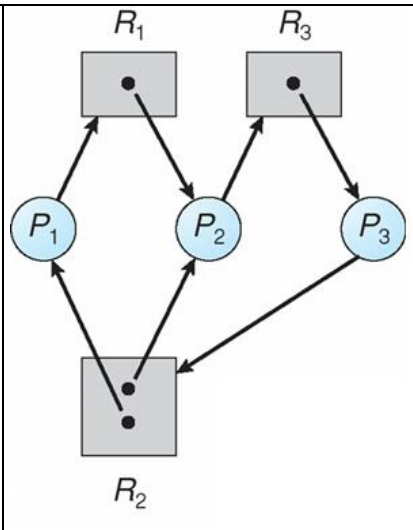
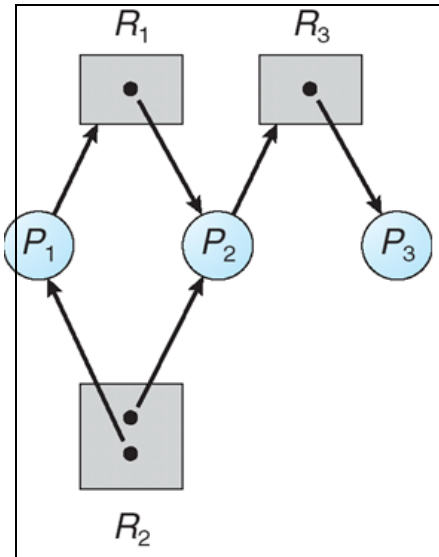


فرایند P1 در خواست منبع R1 را دارد



فرایند P1 منبع R1 را در اختیار دارد

مثالهایی ازگراف تخصیص منابع در حالتهای مختلف

با حلقه بدون بن بست	با حلقه با بن بست	بدون حلقه بدون بن بست
		

معیار اولیه‌ی تشخیص بن بست از روی گراف

گراف حلقه ندارد: ←——— به طور قطع بن بست نیست

گراف حلقه دارد:

الف- از هر نوع منبع درگیر در حلقه فقط یک نمونه داریم ← بن بست رخ داده است.

ب- از هر نوع منبع درگیر در حلقه چند نمونه داریم ← ممکن است بن بست داشته باشیم.

روش‌های برخورد با بن بست

۱- روش اول: استراتژی شترمرغ (ostrich strategy). در این استراتژی بیخیال بن بست می شود. به عبارت دیگر، مشکل را نمی‌بینیم و امیدوارم مشکل هم ما را نبیند☺. اگر وقوع بن‌بست خیلی نادر باشد در صورت وقوع آن را نادیده می‌گیریم و سیستم را restart می‌کنیم (مانند سیستم عامل windows). نفوس بد نزن. انشاءالله اتفاقی نمی‌افته ...

۲- روش دوم: پیشگیری از بن بست (Deadlock Prevention)

در این روش تلاش می‌شود حداقل یکی از شرایط چهارگانه نقض شود.

الف- نقض شرط انحصار متقابل

برای برخی از منابع نظیر چاپگر نمی توان از این روش استفاده کرد زیرا آن را نمی‌توان به صورت اشتراکی استفاده نمود. اما برای یک فایل فقط خواندنی (read only) می‌توان از این روش استفاده کرد.

ب- نقض شرط نگهداری و انتظار (Hold & Wait)

باید مانع از ایجاد موقعیتی شد که در آن یک فرایند منبعی را در اختیار بگیرد و تقاضای منبع دیگری نماید. فرایند دو راه برای درخواست منبع دارد:

- تمام منابع مورد نیاز را در ابتدای اجرا در خواست کند.
- همه منابع در اختیار را آزاد کرده و سپس تقاضای منبع جدید کند.

کارایی این روش پایین بوده و احتمال قحطی وجود دارد.

ج- نقض شرط انقطاع ناپذیری:

سیستم‌عامل می‌تواند بررسی کند که اگر فرآیندی درخواست یک منبع کرده که امکان تخصیص آن وجود ندارد و آن فرآیند منابعی را در اختیار دارد که مورد درخواست سایر فرآیندها است، منابع را از یک فرآیند پس گرفته و به فرآیند دیگری تخصیص می‌دهد.

د- نقض شرط انتظار دوره‌ای

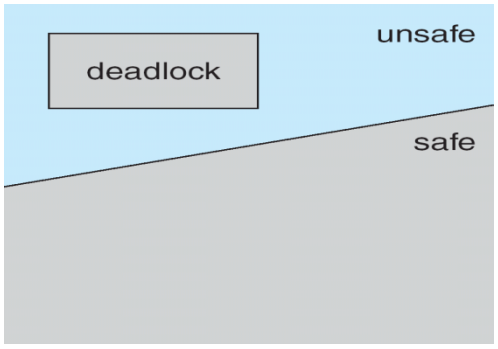
برای نقض این شرط می‌توان به فرآیندها اجازه نداد که منابع را به هر ترتیبی درخواست کنند. منابع را می توان شماره‌گذاری کرد و به فرآیندها اجازه می‌دهیم فقط به ترتیب افزایش شماره منابع، آن‌ها را درخواست کند.

۳- روش سوم: روش اجتناب کردن از بن‌بست (Deadlock Avoidance)

در این روش سیستم تلاش می‌کند تا با استفاده از یک "دانش قبلی" درباره رفتار فرآیند (نوع-ترتیب) از وقوع بن‌بست جلوگیری کند. باید فرآیندها را ملزم کرد که قبل ازشروع به اجرا، نوع و حداکثر تعداد منبع مورد نیاز خود را اعلام کند.

الگوریتمی که با داشتن حداکثر نیازهای کلی فرآیندهای موجود به انواع منابع بتواند راه حلی برای استفاده از آن‌ها بدون رفتن به حالت بن‌بست پیشنهاد کند، یک الگوریتم اجتناب از بن‌بست نامیده می‌شود.

تعریف حالت امن: یک حالت تخصیص منابع حالت امن است اگـر برطبـق آن حالـت بتـوان ترتیبـی را جهـت تخصیص حداکثر منابع مورد نیاز فرآیندها پیدا کرد. چنین ترتیبی را نیز یک "ترتیب امن" می‌گوییم.



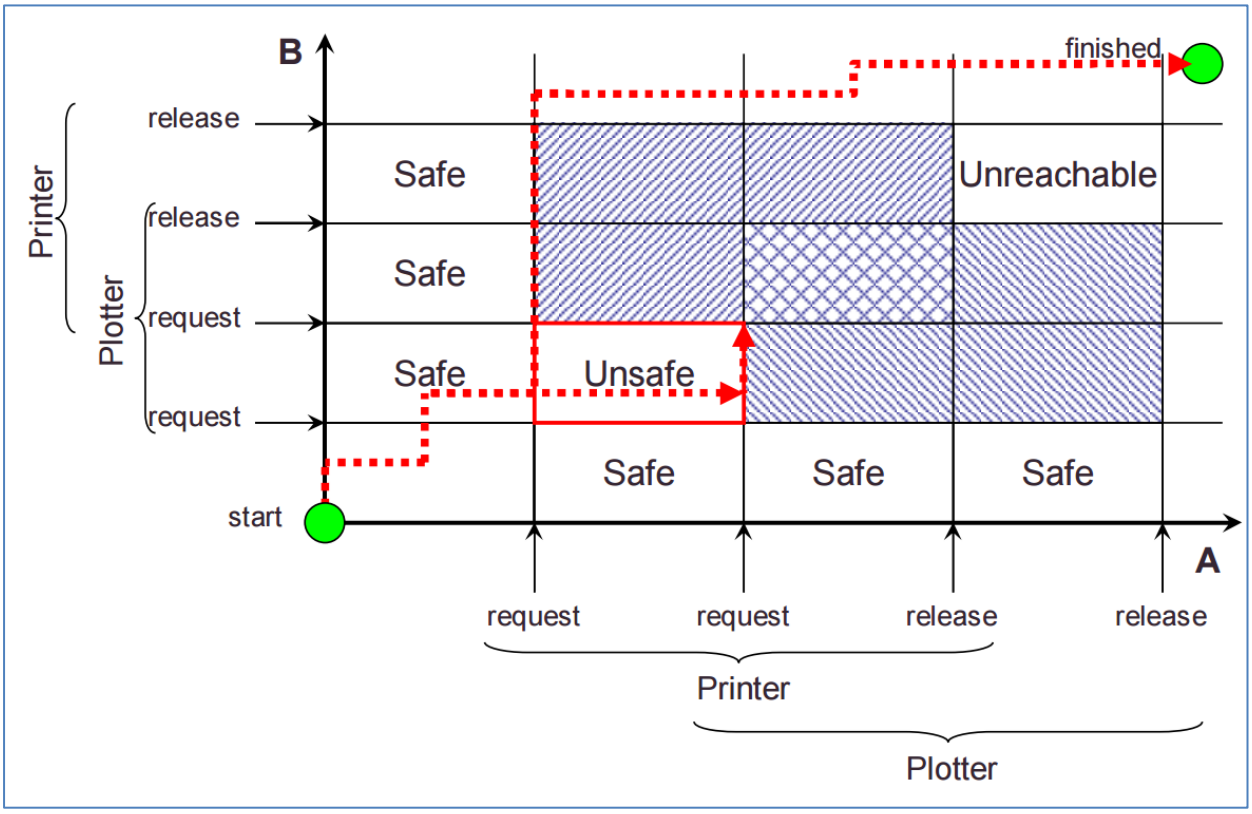
ترتیب $<P_1, P_2, ..., P_n>$ یک ترتیب امن است در صورتی که برای هر P_i، منابعی که P_i می‌تواند تقاضا کند زیرمجموعه ای از منابع موجود و منابع در اختیار P_j ها باشد $(\forall j < i)$.

در مثال زیر اگر سه نمونه از منبع درخواستی آزاد باشد، آیا می‌توان یک ترتیب امن برای اجرای هر چهار فرایند پیدا کرد؟

فرایند	منابع درخواستی	منابع در اختیار
P1	9	4
P2	3	3
P3	6	3
P4	12	1

P2→P3→P1→P4

- ✓ اگرسیستم در حالت امن باشد بن بست وجود ندارد.
- ✓ اگرسیستم در حالت نا امن باشد ممکن است بن بست رخ دهد.



الگوریتم‌های اجتناب از بن‌بست تضمین می کنند که سیستم هیچگاه وارد حالت ناامن نشود.

- **هنگامی که از هر منبع تنها یک نمونه موجود است از الگوریتم گراف تخصیص منابع استفاده می‌کنیم.**
- **هنگامی که بیش از یک نمونه ازمنبع موجود است از الگوریتم بانکداران استفاده می‌کنیم.**

الگوریتم گراف تخصیص منابع

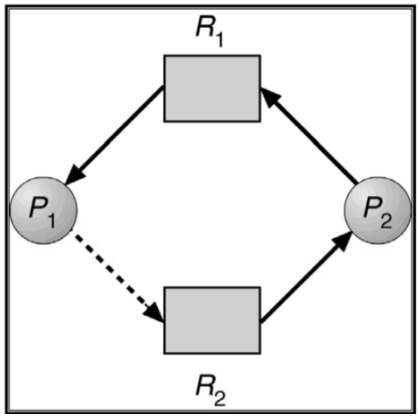
اجزای الگوریتم:

وقتی ممکن است فرایند P_i منبع R_j را تقاضا کند، یک *یال خواسته* (claim edge) به صورت خط چین بین رئوس مربوطه می کشیم.

وقتی فرایند منبع را درخواست می‌کند، یال خواسته به یال تقاضای منبع تبدیل می شود.

وقتی فرایند منبع را آزاد می‌کند، یال تخصیص به یال خواسته تبدیل می شود.

منابع مورد نیاز باید از قبل از سیستم *خواسته شوند*.



فرض کنیم فرآیند Pi منبع Rj را درخواست کند.
درخواست تنها هنگامی پاسخ داده می شود که تبدیل یال تقاضا به یال تخصیص باعث ایجاد یک حلقه در گراف نشود.

الگوریتم بانکداران

در حالتی که از هر منبع بیش از یک نمونه داشته باشیم، الگوریتم گراف تخصیص منابع جوابگو نیست و باید از الگوریتم بانکداران (Bankers) که توسط Dijkstra مطرح شد، استفاده کردد.

در این روش هرفرایند باید از قبل حداکثر تعداد منابع مورد نیاز خود را اعلام کند. در این الگوریتم که در روش اجتناب مطرح شده است هرگاه فرآیندی منبعی را تقاضا می کند سیستم عامل ابتدا فرض می کند که منبع را اختصاص داده است. با این فرض، شرایط جدید سیستم شبیه سازی می شود. چنانچه در این شرایط بتوان ترتیبی از پاسخگویی به فرآیندها، با منابع آزاد موجود یافت حالت وضعیت امن بوده و منبع را واقعاً به فرآیند اختصاص می دهد. در غیر اینصورت از اختصاص منبع خودداری می کند.

فرض کنید n تعداد فرایندهاا و m تعداد نوع منابع باشد.

```
int available [m];
```

available [j] = k یعنی k نمونه از منبع R_j موجود هستند.

```
int max [n][m];
```

max [i][j] = k یعنی فرآیند P_i حداکثر ممکن است k نمونه از منبع R_j را درخواست کند.

```
int allocation [n][m];
```

allocation [i][j] = k یعنی فرآیند P_i، k نمونه از منبع R_j را در اختیار دارد.

```
int need [n][m];
```

need [i][j] = k یعنی فرآیند P_i به k نمونه دیگر از منبع R_j نیاز دارد تا کارش را تمام کند.

```
Need [i,j] = Max[i,j] – Allocation [i,j]
```

تشخیص حالت امن و ناامن در الگوریتم بانکداران

۱. فرض کن Work و Finish دو بردار به طول m و n باشند. این بردارها را به این صورت مقداردهی اولیه کن:
Finish = {False}; Work = Available;

۲. اندیس i را به گونه ای پیدا کن که:

$Need_i \leq Work$; Finish [i] = False;

اگر چنین i پیدا نکردی به گام ٤ برو.

۳. Finish [i] = True; $Work = Work + Allocation_i$;

به گام ۲ برو.

٤. اگر ∀i: Finish [i] == True آنگاه سیستم در یک حالت امن است.

الگوریتم درخواست منبع برای فرایند Pi

بردار $Request_i$ را به عنوان بردار نیاز فرآیند P_i تعریف می‌کنیم:

۱- اگر $Need_i \geq Request_i$ برو به گام ۲، وگرنه اعلام خطا.

۲- اگر $Request_i \leq Available$ برو به گام ۳، وگرنه P_i باید منتظر بماند تا منابع مورد نیاز آن آزاد شود.
یعنی درخواست باید کمتر از سقف و موجودی باشد.

۳- فرض میکنیم منابع مورد نیاز P_i را اختصاص داده‌ایم. حالت تخصیص منابع را به صورت زیر به روز می کنیم:

$Available = Available - Request_i$
$Allocation_i = Allocation_i + Request_i$
$Need_i = Need_i - Request_i$

- **اگر حالت سیستم امن بود ⇐ منابع به P_i اختصاص یافته اند.**
- **اگر حالت سیستم ناامن بود ⇐ P_i باید منتظر بماند، حالت قبلی سیستم را بازیابی کن.**

مثالی از الگوریتم بانکدارها

n = 5 P0, P1, P2, P3, P4

m = 3

A, B, C
- A: ۱۰ نمونه
- B: ۵ نمونه
- C: ۷ نمونه

MAX - Allocation =

Process	**Allocation**	**MAX**	**Available**	**Need**
	ABC	ABC	ABC	ABC
p0	0 1 0	7 5 3	3 3 2	7 4 3
p1	2 0 0	3 2 2	= [10, 5, 7] - [7, 2, 5]	1 2 2
p2	3 0 2	9 0 2		6 0 0
p3	2 1 1	2 2 2		0 1 1
p4	0 0 2	4 3 3		4 3 1

Total Alloc:	7 2 5			

جستجو برای یک ترتیب امن:

می‌خواهیم با استفاده از الگوریتم تشخیص حالت امن، بدانیم که آیا درحالت امن قرار داریم یا نه؟

Work = Available = [3 , 3 , 2]

Finish = { F,F,F,F,F }

P_1 → تمام شدن Work = [5 , 3 , 2] Finish = { F,T,F,F,F }

تمام شدن

P_3 ⟹ Work = [7 , 4 , 3] Finish = {F,T,F,T,F}

تمام شدن

P_4 ⟹ Work = [7 , 4 , 5] Finish = {F,T,F,T,T}

تمام شدن

P_0 ⟹ Work = [7 , 5 , 5] Finish = {T,T,F,T,T}

تمام شدن

P_2 ⟹ Work = [10 , 5 , 7] Finish = {T,T,T,T,T}

طبق این الگوریتم چون یک ترتیب امن داشتیم $\langle P_1 , P_3 , P_4 , P_0 , P_2 \rangle$، در حالت امن قرار داریم.

Alternate safe sequence: <P1, P3, P4, P2, P0> Solution is not unique:

حال فرض کنیم فرآیند P_1 درخواست یک نمونه دیگر از منبع A و دو نمونه از منبع C را داشته باشد. آیا با این درخواست موافقت کنیم یا خیر؟

Request $_1$ = [1 , 0 , 2] Available = [2 , 3 , 0]

1) Request $_1 \leq$ Need $_1$ بیشتر از نیاز تقاضا نکرده ☑

2) Request $_1 \leq$ Available بیشتر از منابع موجود تقاضا نکرده ☑

3) فرض می‌کنیم منابع مورد نیاز به این فرآیند اختصاص داده می‌شود، ماتریس‌های Allocation و Need و بردار Available باید دستکاری شوند.

	A	B	C
P_0	0	1	0
P_1	3	0	2
Allocation = P_2	3	0	2
P_3	2	1	1
P_4	0	0	2

$$\text{Need} = \begin{array}{c} \\ P_0 \\ P_1 \\ P_2 \\ P_3 \\ P_4 \end{array} \begin{array}{c} \begin{array}{ccc} A & B & C \end{array} \\ \begin{bmatrix} 7 & 4 & 3 \\ 0 & 2 & 0 \\ 6 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \\ 4 & 3 & 1 \end{bmatrix} \end{array}$$

P_1 ⇒ Work = [5 , 3 , 2]

P_3 ⇒ Work = [7 , 4 , 3]

P_4 ⇒ Work = [7 , 4 , 5]

P_0 ⇒ Work = [7 , 5 , 5]

P_2 ⇒ Work = [10 , 5 , 7]

با قبول این درخواست بازهم می‌توان ترتیب امنی پیدا کرد، پس هنوز حالت امن خواهیم داشت.

بنابراین درخواست P_1 قبول شده و منابع اختصاص داده می‌شوند.

حال فرض کنیم P_4 درخواستی را به صورت مقابل معرفی می‌کند:

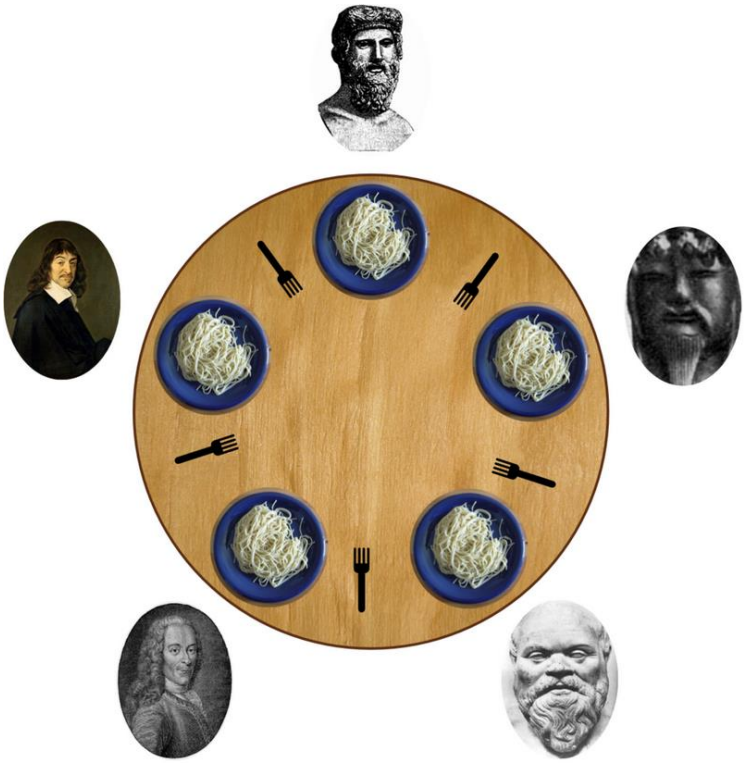
$\text{Request}_4 = [3 , 3 , 0]$

بیشتر از منابع موجود درخواست کرده (نقض گام ۲)، بنابراین درخواست آن را رد می‌کنیم.

$\text{Request}_4 > \text{Available}$

مساله فلاسفه و میز غذاخوری (Dining Philospohers)

پنج فیلسوف دور یک میز دایره‌ای نشسته‌اند و هر فیلسوف یک بشقاب ماکارونی دارد. در بین هر دو بشقاب، چنگالی قرار داده شده است. هر فیلسوف یا در حل فکر کردن است، و یا در حال غذا خوردن. با این حال، ماکارونی‌ها به قدری لغزنده هستند که هر فیلسوف باید با دو چنگال غذا بخورد. هر چنگال را فقط یک فیلسوف می‌تواند نگه دارد و یک فیلسوف تنها وقتی می‌تواند از چنگال‌ها استفاده کند که در حال حاضر آن چنگال در اختیار فیلسوف دیگری قرار نداشته باشد. بعد از اینکه فیلسوف مدتی غذا خورد، باید چنگال‌ها را بر روی میز قرار دهد تا بقیه فیلسوف‌ها بتوانند از آن استفاده کنند. یک فیلسوف تنها می‌تواند چنگالهایی که در سمت چپ و سمت راستش قرار دارند را بردارد و تا وقتی که هر دو آنها را برنداشته، نمی‌تواند غذا خوردن را شروع کند. در این مسئله فرض می‌شود که بشقاب‌های ماکارونی هیچ‌گاه تمام نمی‌شوند و نامحدود هستند. مسئله اینجاست که چگونه می‌توان الگوریتم همروندی طراحی کرد که هیچ فیلسوفی گرسنه نماند و بتواند برای همیشه یکی در میان به غذا خوردن و فکر کردن بپردازد، با این فرض که که فیلسوف‌ها نمی‌دانند که بقیه می‌خواهند غذا بخورند یا فکر کنند و این امکان وجود دارد که دو فیلسوف همزمان بخواهند یک چنگال را بردارند.



تمرین: روشی برای حل این مساله با استفاده از سمافور و مانیتور پیشنهاد دهید.

۱
۲
۳
۴
۵
۶
۷
۸

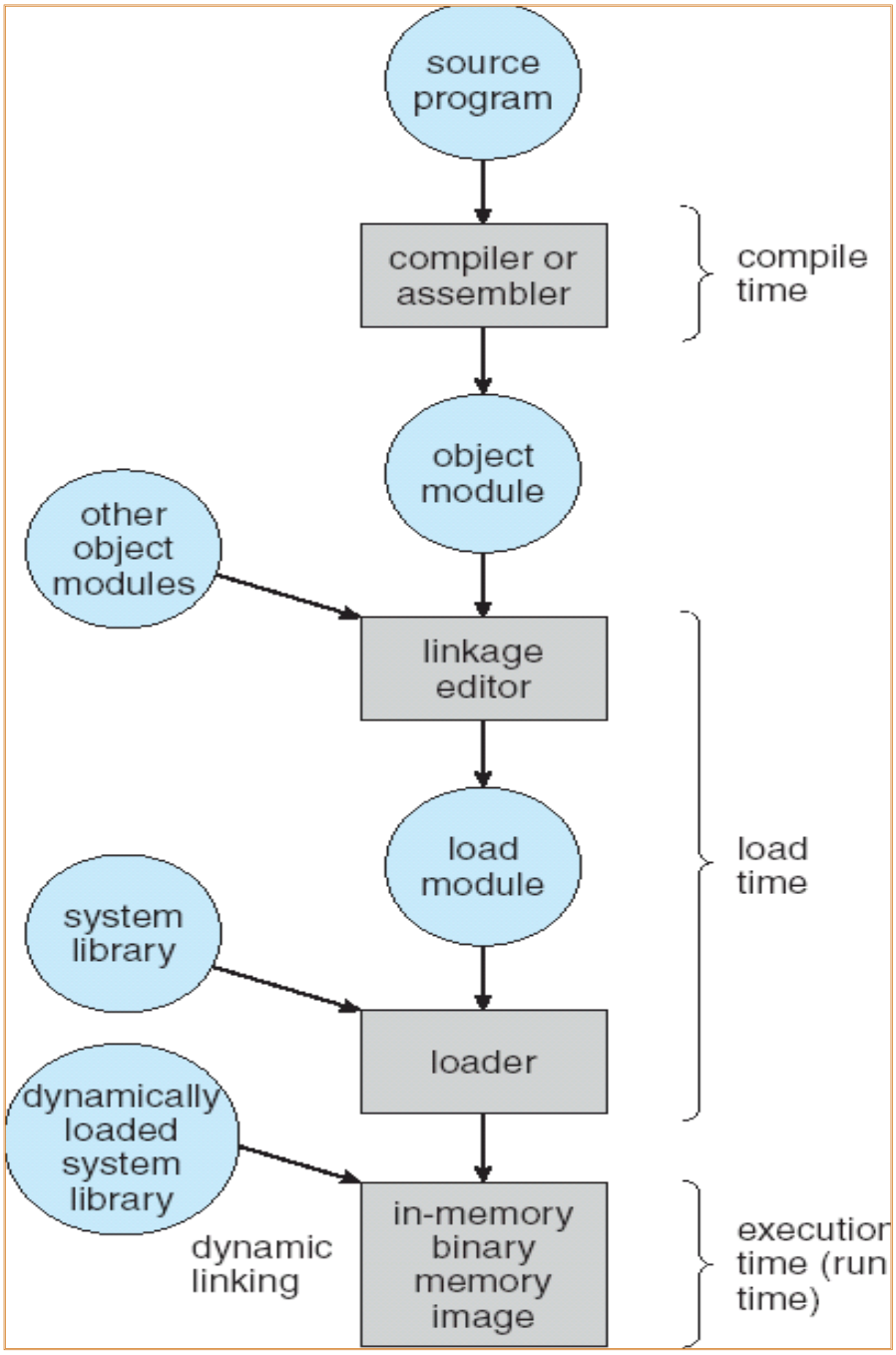
فصل ششم

مدیریت حافظه

هدف مدیریت از حافظه، تخصیص، باز پس گیری، حفاظت، استفاده اشتراکی، سازماندهی فیزیکی و منطقی و ... می‌باشد. سیستم عامل باید بتواند چندید فریند را همزمان در حافظه قرار دهد و مدیریت کند.

منظور مدیریت حافظه، حافظه اولیه یا RAM می‌باشد. در مورد حافظه ثانویه (معمولا دیسک مغناطیسی) در فصل دیگری بحث خواهد شد.

پردازش چند مرحله‌ای برنامه کاربر



نگاشت آدرس دستورالعمل ها و داده ها به آدرس حافظه در سه مرحله امکان پذیر است:

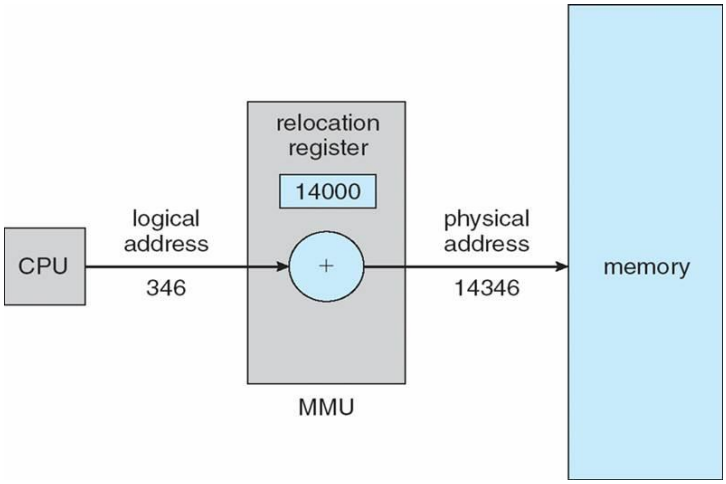
۱- **زمان کامپایل**: اگر فضای حافظه برنامه از قبل مشخص باشد می‌توان در زمان کامپایل آدرس‌ها را مشخص کرد که در این صورت اگر آدرس شروع حافظه برنامه تغییر کند، باید برنامه مجدداً کامپایل شود.

۲- **زمان بارگذاری**: در صورتی که در زمان کامپایل آدرس حافظه برنامه مشخص نباشد، باید برای آن برنامه کد قابل جابه‌جایی(Relocatable Code) تعریف شود (کدی که آدرس‌ها نسبت به آدرس ابتدای برنامه تعریف می‌شوند). یعنی اگر در آن امکان مشخص شده آدرس ۵۰ وجود دارد و برنامه هنگام بار شدن ازآدرس ۶۰۰ در حافظه قرار گیرد، آدرس ۵۰ تبدیل به آدرس ۶۵۰ می شود.

۳- **زمان اجرا**: اگر بتوان فرآیند را در زمان اجرا از ناحیه‌ای به ناحیه دیگر در حافظه منتقل نمود، می توان اختصاص آدرس‌ها را تا زمان اجرا به تعویق انداخت. در این حالت نیاز به حمایت سخت‌افزاری با استفاده از رجیسترهای Base و Limit داریم.

مفاهیم آدرس فیزیکی و آدرس منطقی :

آدرس هایی که توسط CPU تولید می‌شود آدرس منطقی و آدرس‌هایی که به حافظه ارائه می‌شود، آدرس فیزیکی گفته می‌شود.



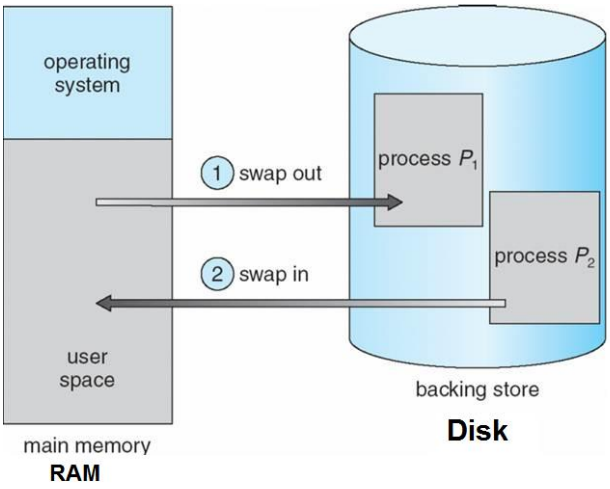
Memory Management Unit (MMU): سخت افزاری است که وظیفه نگاشت آدرس منطقی به فیزیکی را بر عهده دارد. این واحد میتواند در داخل بسته‌بندی پردازنده و یا بر روی مادربورد باشد.

آدرس های منطقی و فیزیکی در روش های نگاشت فضای حافظه زمان کامپایل و زمان بارگذاری یکی هستند اما در روش زمان اجرا با یکدیگر متفاوتند.

- **بارگذاری پویا (Dynamic Loading)**

در این روش یک روال (Procedure) تا زمانی که فراخوانی نشده به درون حافظه اصلی منتقل نمی‌شود.

- **مبادله (Swapping) :** به معنای جابجایی بین RAM و Disk است.



بر اثر عملیات مبادله ممکن است حفره های متعددی در حافظه به وجود آید که البته برای رفع این مشکل می‌توان در زمانهایی معین حافظه را فشرده سازی کنیم (فضاهای خالی را به هم بچسبانیم)

مدیریت فضای آزاد:

همانطور که در روش های ذکر شده بالا مشاهده گردید، مدیر حافظه در هر لحظه باید بداند کدام قسمت حافظه آزاد است و کدام قسمت استفاده شده است. برای این منظور می توان از دو روش نگاشت بیتی (bit maps) و روش لیست پیوندی (linked list) استفاده کرد.

الف) روش نگاشت بیتی: در این روش حافظه به چندین واحد تخصیص (Allocation unit) تقسیم می شود. اندازه این واحدها می تواند به کوچکی چندین کلمه یا به بزرگی چندین کیلو بایت باشد. متناظر با هر واحد تخصیص یک بیت در نگاشت بیتی وجود دارد. اگر واحدی استفاده شده باشد بیت متناظر آن ۱ شده و اگر آزاد باشد بیت متناظر آن ۰ می شود.

ب) روش لیست پیوندی: در این روش یک لیست پیوندی ار قطعه های آزاد یا تخصیص یافته حافظه تشکیل می دهیم. به عبارت دیگر هر گره یا یک پروسس است یا یک حفره که حرف H در اول گره نمایانگر حفره (Hole) و حرف P نمایانگر پروسس(PROCESS) می باشد .

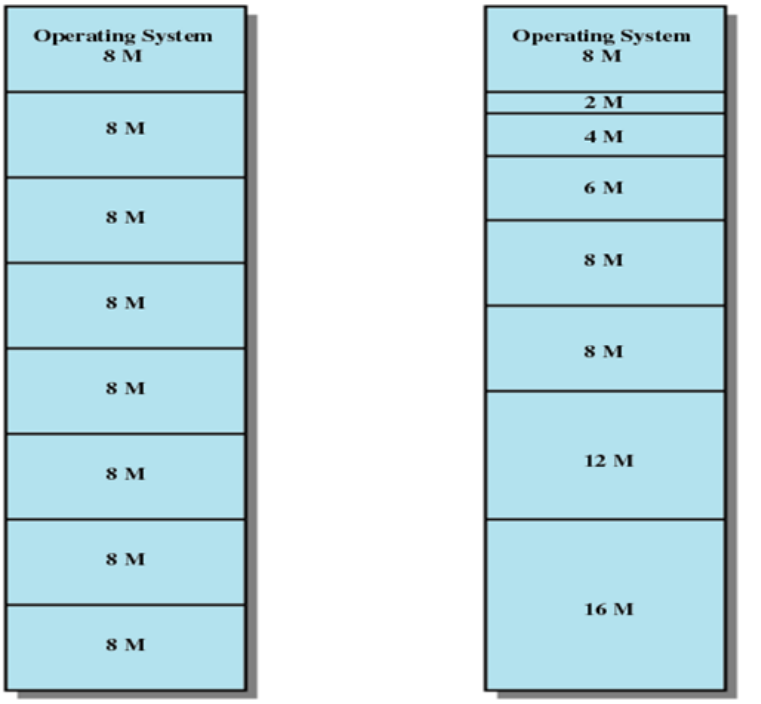
بخش بندی حافظه

حافظه باید برای استفاده همزمان توسط فرآیندهای همروند، بخش‌بندی شود.حافظه باید طوری بخش‌بندی شود که حداکثر تعداد فرآیند بتوانند از حافظه استفاده نمایند. بخش بندی میتواند به شیوه های مختلفی صورت گیرد.

- **بخش بندی ایستا**

a. با بخش‌های مساوی: در این روش حافظه به بخش های هم اندازه تقسیم می‌شود. هر فرآیندی می‌تواند در هر کدام از بخش‌های حافظه باشد. برنامه نویس باید محدودیت حافظه را هنگام برنامه نویسی در نظر بگیرد. اگر مجموعه حافظه فرآیندها از تمام حافظه بیشتر باشد باید برخی از آن‌ها را به دیسک منتقل کرد (swap out) مهم‌ترین مشکل این روش مشکل تکه تکه شدن داخلی است (Internal Fragmentation). اندازه فرآیندها باید کوچکتر یا مساوی از قسمت‌های حافظه باشد.

b. با بخش‌های نا مساوی: در این روش حافظه به بخش‌های نامساوی تقسیم می‌شود و هر فرآیند می‌تواند در هر کدام از بخش‌ها قرار گیرد به شرطی که اندازه آن کوچک‌تر از آن بخش باشد. در این صورت انتخاب‌های بیشتری برای جابجایی فرآیندها در حافظه وجود دارد. در هر دو حالت فرآیند باید **کامل** و **یکپارچه** بارگذاری شود.



Example of Fixed Partitioning of a 64-Mbyte Memory

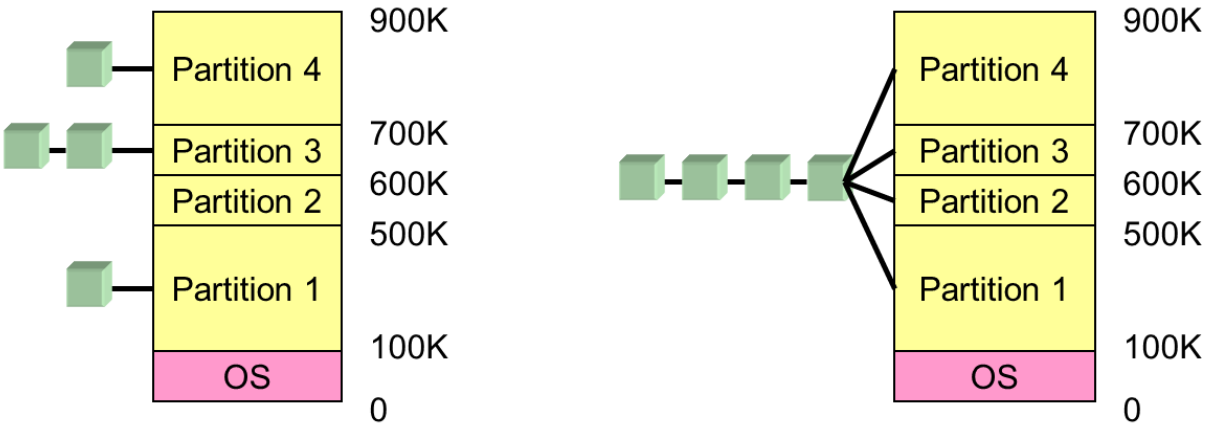
منظور از ایستا بودن ثابت بودن مرز بین بخشهای حافظه است.

الگوریتم‌های جایابی در بخش‌بندی ایستا

برای حالت بخش‌های مساوی (Equal-size partitions) به دلیل یکسان بودن اندازه همه بخش‌ها، فرقی نمی‌کند که کدام بخش برای هر فرآیند مورد استفاده قرار گیرد.

برای حالت بخش‌های نامساوی (Unequal-size partition) هر فرآیند را می‌توان به کوچکترین بخشی که بتواند فرآیند را در خود جای دهد، جایابی نمود. هدف کاهش مقدار تکه‌تکه شدن داخلی است.

ممکن است کل بخش‌ها یک صف داشته باشند یا هر دسته از بخش‌های هم اندازه، یک صف داشته باشند.

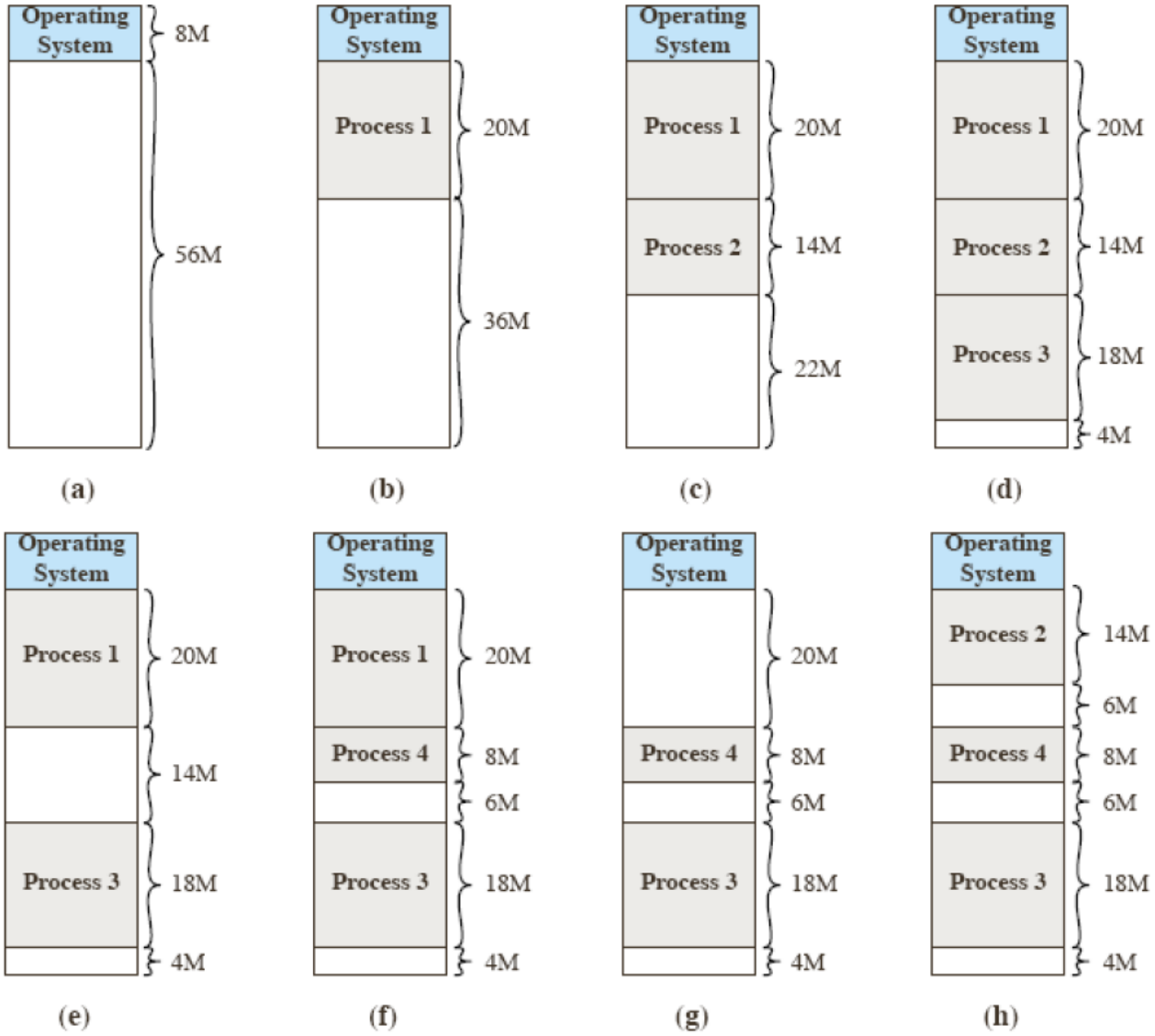


- **بخش بندی پویا**

در ابتدای کار سیستم‌عامل، حافظه بخش‌بندی نشده است و در حین اجرای فرآیندها، به هر فرآیند هر میزان که حافظه بخواهد اختصاص می‌یابد. این روش مشکل تکه‌تکه شدن داخلی ندارد، اما مشکل تکه‌تکه شدن خارجی (External Fragmentation) دارد. برای رفع این مشکل می‌توان با فشرده ساختن بخش‌های خالی، حفره‌های ایجاد شده را حذف نمود که این کار بسیار زمان‌بر است.

به بلاک های آزاد حافظه حفره (hole) می گویند. حفره ها در سراسر حافظه با اندازه های متفاوت پراکنده شده اند. وقتی یک فرایند وارد می شود، فضای حافظه مورد نیاز آن از یکی ازحفره‌های موجود که به اندازه کافی بزرگ است اختصاص می یابد. سیستم عامل اطلاعات مربوط به قطعه های اختصاص یافته و قطعه های آزاد (حفره ها) را نگهداری می کند.

تاثیرات بخش بندی پویا در شکل زیر نشان داده شده است.



"یعنی در اثر بارگذاری و خروج فرآیندهای با سایزهای مختلف امکان دارد حفره‌هایی در حافظه ایجاد شود که اگر چه ممکن است اندازه مجموع کل حفره‌ها از یک فرآیند بیشتر شود ولی نتوان آن فرآینـد را بارگـذاری کـرد زیـرا هیچ حفره‌ای با سایز مناسب پیدا نشود زیرا فرآیند باید بصورت یک پارچه بارگذاری شود."

- ✓ تخصیص همجوار:
- ✓ تخصیص غیر همجوار:

- کل فرآیند لازم است در حافظه باشد (تکنیک های صفحه‌بندی و قطعه‌بندی)

- لازم نیست کل فرآیند در حافظه باشد (حافظه‌مجازی)

الگوریتم‌های جایگذاری برای بخش بندی پویا

۱- Best_Fit:

انتخاب حفره‌ای که پس از اختصاص آن کمترین فضای خالی بماند یا کوچکترین حفره‌ای که می توان اختصاص داد. در این حالت فضای خالی باقی مانده به احتمال زیاد به درد هیچ فرآیند دیگری نمی‌خورد.

۲- Worst_Fit:

حفره‌ای که بیشترین فضای خالی پس از اختصاص فرآیند باقی بماند انتخاب می‌شود. به امید این که فضای باقی مانده را بتوان برای سایر فرآیندها استفاده نمود.

۳- First_Fit:

فرآیند را در اولین حفره مناسب قرار بده (هر بار از بالا به پایین در حفره‌ها جستجو کن)

٤- Next_Fit:

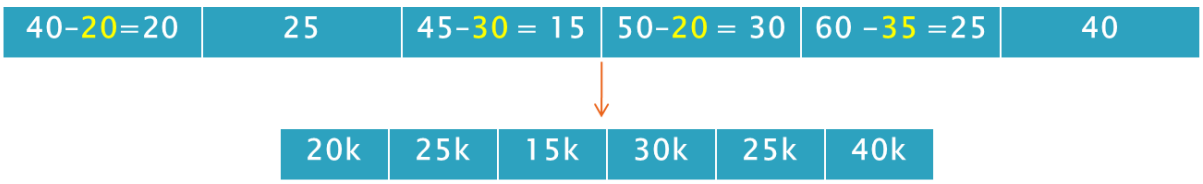
مانند روش سوم است اما در دفعه‌های بعد از بالا به پایین جستجو انجام نمی‌شود بلکه از آخرین محل اختصاص یافته به بعد جستجو انجام می‌شود.

مثال:

- اگر بلوک‌های خالی حافظه بترتیب فوق باشند

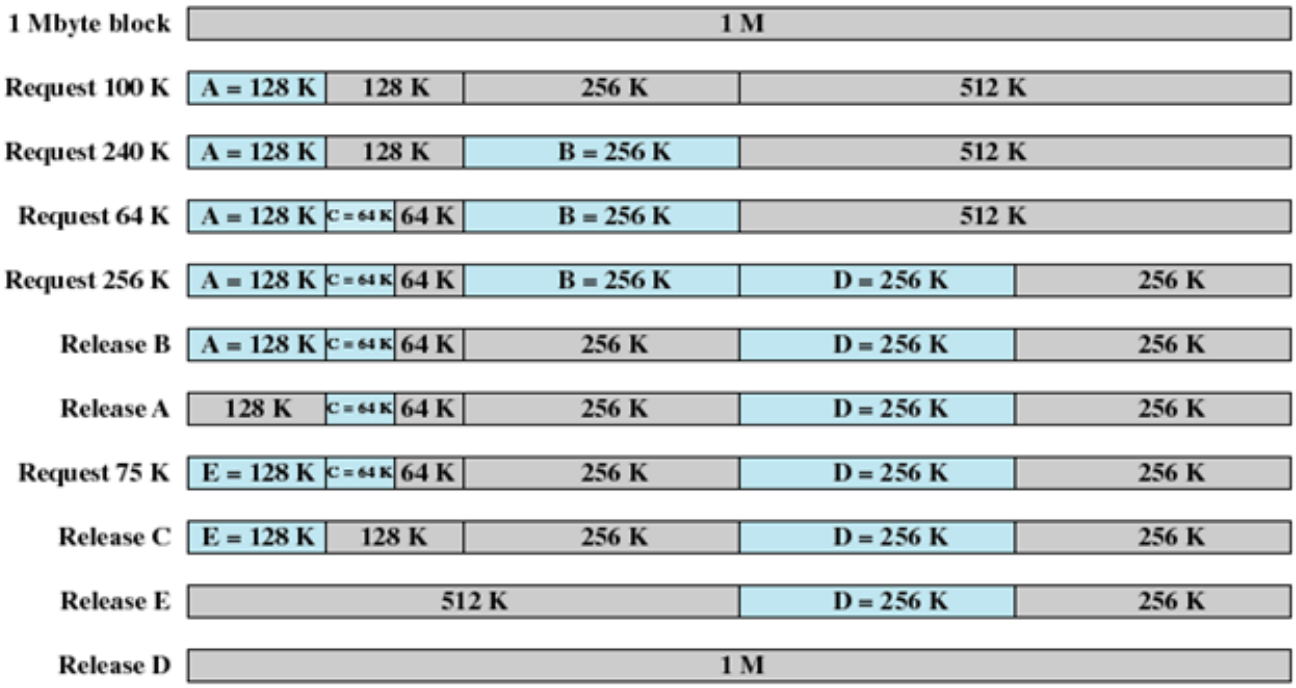
و درخواست‌های جدیدی برای چهار بلوک به اندازه 20k، 30k، 20k و 35k بترتیب از راست به چپ داده شود و از روش Next Fit استفاده گردد و در ابتدا تخصیص از اول حافظه شروع شود، وضعیت حافظه بعد از این تخصیص‌ها کدام گزینه است.

۱) 20k, 25k, 15k, 15k, 60k, 40k
۲) 5k, 25k, 25k, 20k, 40k, 40k
(۳) 20k, 25k, 15k, 30k, 25k, 40k
۴) 10k, 5k, 15k, 50k, 60k, 5k



۵- سیستم رفاقتی (Buddy System):

در این روش که ترکیبی از دوحالت قبلی است، حافظه به بخش‌هایی که سایز آن‌ها توانی از ۲ باشد تقسیم می‌شود. اگر بلوکی با اندازه مورد درخواست موجود باشد استفاده می‌گردد. و اگر بلوکی با اندازه مورد درخواست موجود نباشد بلوک‌های بزرگ‌تر با نصف شدن خرد می‌شوند تا سایز مورد نظر ایجاد شود. اگر دو بخش خالی کنار هم باشند در صورتی که هر دو از نصف شدن یک بلوک بزرگ‌تر ایجاد شده باشند با هم تلفیق می‌شوند.



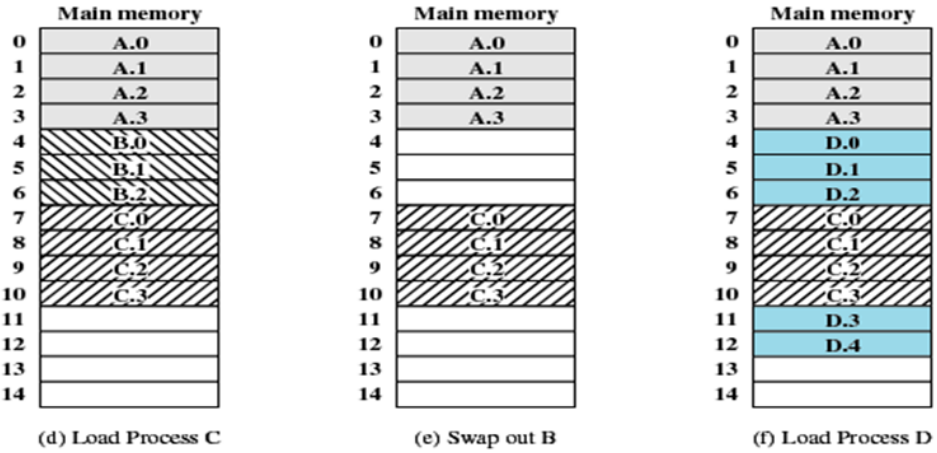
می‌توان فرآیندها را به صورت غیر همجوار نیز بارگذاری کرد که در این حالت از تکنیک‌های صفحه بندی و قطعه بندی استفاده می‌شود.

تکنیک صفحه بندی (Paging)

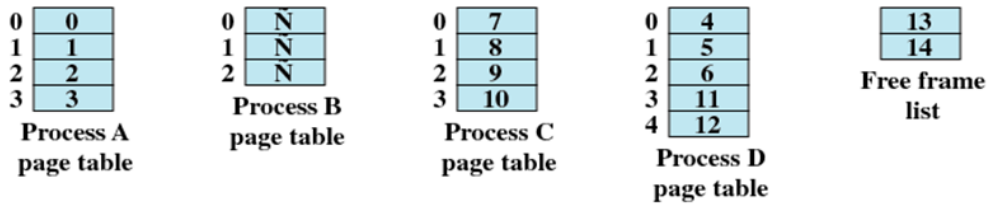
فضای اختصاص یافته به یک فرایند ممکن است یکپارچه نباشد. هر وقت فضای فیزیکی موجود بود به فرایند اختصاص داده می شود. حافظه فیزیکی به بلاک هایی با اندازه ثابت که قاب (frame) نامیده می شوند تقسیم می‌شود. اندازه هر قاب توانی از ۲ بین ۵۱۲ تا ۸۱۹۲ بایت است. حافظه منطقی به بلاک هایی با همان اندازه که صفحه (page) نامیده می شوند تقسیم می شود.

در این روش کل حافظه به بخش‌های کوچک با اندازه مساوی تقسیم بندی می‌شود و اندازه بخش‌ها به قدری کوچک است که هیچ فرآیندی در آن جا نمی‌شود و به هر فرآیند هر تعداد بخش که لازم باشد اختصاص داده می‌شود.

- مشخصات تمام قاب های آزاد نگه داری می شود.
- برای اجرای برنامه ای با اندازه n صفحه باید n قاب آزاد پیدا کرد و سپس برنامه را بارگذاری کرد. (فعلا باید کل فرآیند در حافظه بار شود. بعدا در مبحث حافظه مجازی خواهیم دید که این کار لازم نیست.)
- از یک جدول صفحه (page table) برای تبدیل آدرس منطقی به فیزیکی استفاده می شود.
- مشکل قطعه قطعه گی داخلی وجود دارد ولی فقط در آخرین Page.



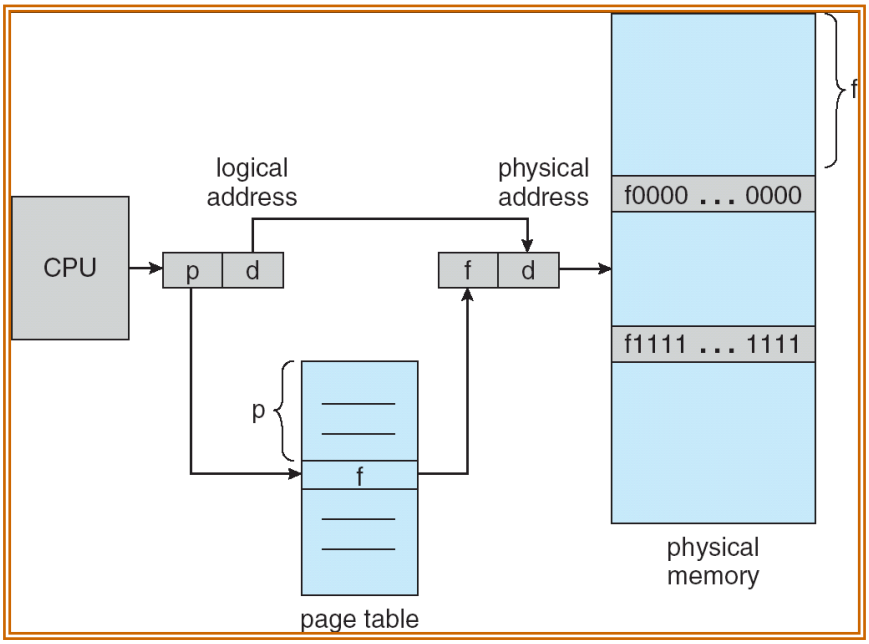
Assignment of Process Pages to Free Frames



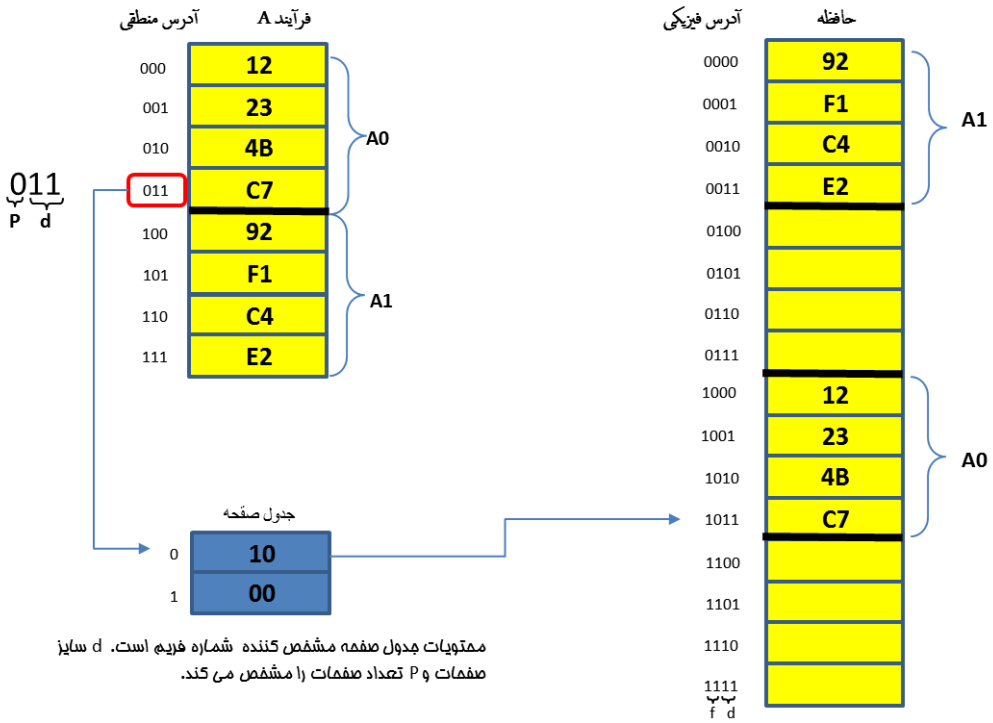
قطعات مربوط به یک فرایند لزوماً به ترتیب یا همجوار در کنار هم قرار نمی‌گیرند. به ازای هر فرآیند یک جدول صفحه وجود دارد که مشخص می‌کند هر Page در کجا قرار دارد.

روش ترجمه آدرس

آدرس تولیدشده توسط پردازنده به دو قسمت شماره صفحه و آفست صفحه (displacement) تقسیم می شود. شماره صفحه به عنوان اندیسی استفاده می شود که به خانه ای از جدول صفحه اشاره می کند. جدول صفحه، آدرس شروع هر صفحه در فضای حافظه فیزیکی را دارد. افست صفحه با آدرس شروع صفحه ترکیب می شود تا آدرس فیزیکی را که به حافظه اصلی ارسال می شود تشکیل دهد.



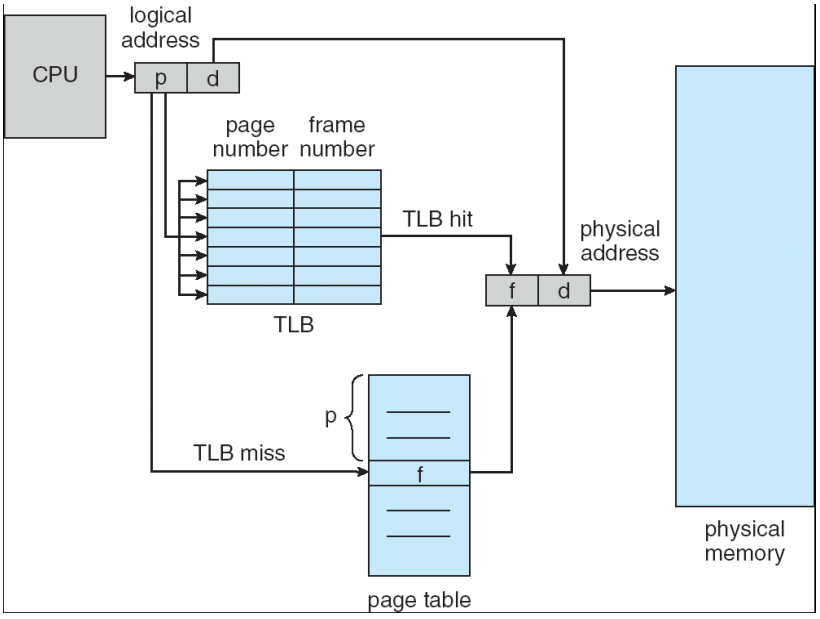
مثال:



یک فضای آدرس منطقی صفحه‌بندی، متشکل از ۳۲ صفحه ۲ کیلوبایتی را که به یک فضای آدرس یک مگابایتی نگاشت شده است. هر مدخل جدول صفحه باید چند بیتی باشد؟

الف) ۱۱ ب) ۹ ج) ۵ د) ٤

هر فرآیند جدول صفحه مربوطه به خود را دارد که باید در حافظه نگهداری شود. بنابراین هر آدرس مستلزم دوبار دسترسی به حافظه است. یک‌بار برای مراجعه به صفحه و بار دیگر برای مراجعه به حافظه مورد نظر و طبیعتاً این کار باعث کندی مراجعه می‌شود. به همین خاطر معمولا از یک حافظه سریع ویژه به نام TLB (Translation Lookaside Buffer) استفاده می‌شود.

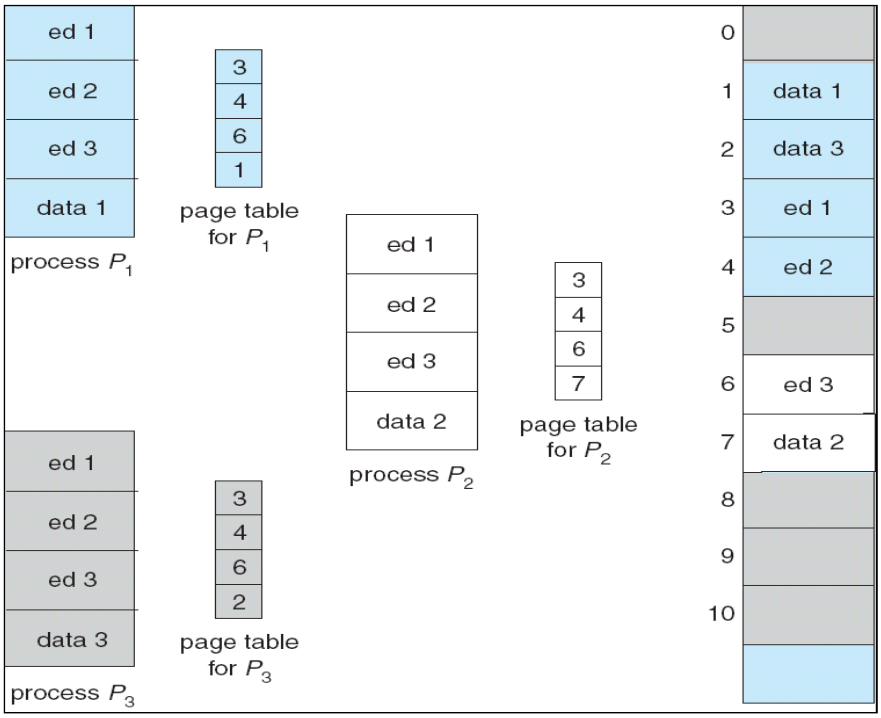


TLB از جنس حافظه Cache می باشد و hitRate آن معمولا بالای 95% است. شماره صفحه مورد نظر همزمان هم به TLB و هم به جدول صفحه ارائه می‌شود. در صورتی‌که در TLB موجود باشد، شماره فریم را می توان سریع به دست آورد.

- **نکته: اگر اندازه صفحات خیلی بزرگ باشد احتمال تکه تکه شدن داخلی (در صفحه آخر) بیشتر می‌شود. ولی در عوض اندازه جدول صفحه کوچک‌تر می‌شود. اگر اندازه صفحات کوچک باشند، Fragmentation داخلی کمتر ولی اندازه جدول صفحه بزرگ‌تر می‌شود.**

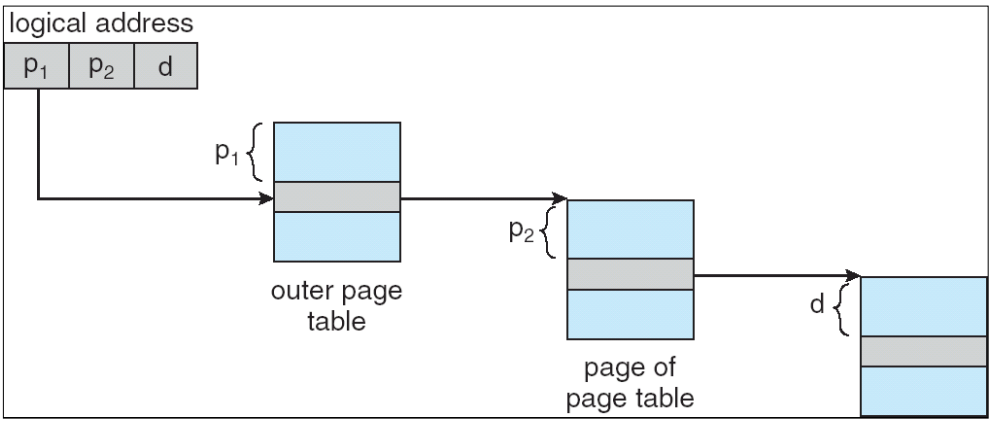
جدول صفحه می‌تواند علاوه بر شماره فریم شامل بیتی بنام v (valid) باشد. یک بیت اعتبار به هر ورودی در جدول صفحه مرتبط شده است. معتبر نشان دهنده این است که صفحه مرتبط در فضای آدرس منطقی فرآیند است. نا معتبر نشان دهنده این است که صفحه در فضای آدرس منطقی فرآیند نیست.

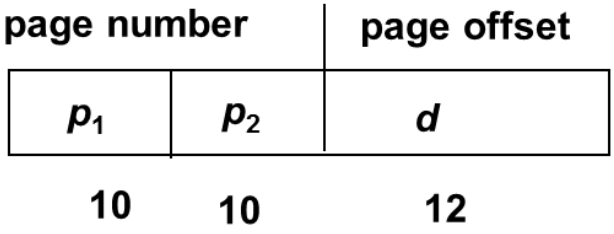
یک صفحه می‌تواند بین چند فرآیند مشترک باشد. مثلا یک کپی از کد مشترک فقط خواندنی در میان فرآیندها (مثل پردازنده های متن، کامپایلرها و ...). کد مشترک باید در فضای آدرس منطقی تمام فرآیندها، در مکان یکسان باشد.



صفحه‌بندی سلسله مراتبی

در برخی موارد ممکن است سایز جدول صفحه بسیار بزرگ باشد. مثلا در یک ماشین ۳۲ بیتی با اندازه صفحه 4KB دارای 2^{20} ورودی است، که اگر هر ورودی 4Byte باشد، اندازه جدول صفحه برای هر فرایند 4MB خواهد بود و هر فرآیند احتیاج به جدول صفحه مربوط به خود دارد که در این صورت حجم زیادی از حافظه صرف جداول صفحات می‌شود. برای رفع این مشکل از صفحه بندی سلسله مراتبی استفاده می‌شود:





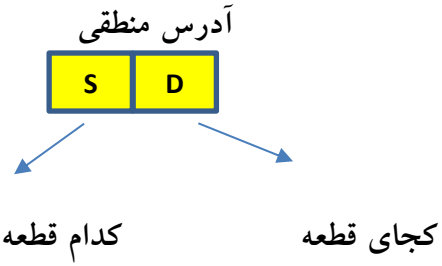
- فضای مورد نیاز در حالت تک سطحی: جدول صفحه دارای $۲^{۲۰}$ ورودی است.
- فضای مورد نیاز برای بارگذاری جدول صفحه ها هنگام استفاده از جدول صفحه سلسله مراتبی:

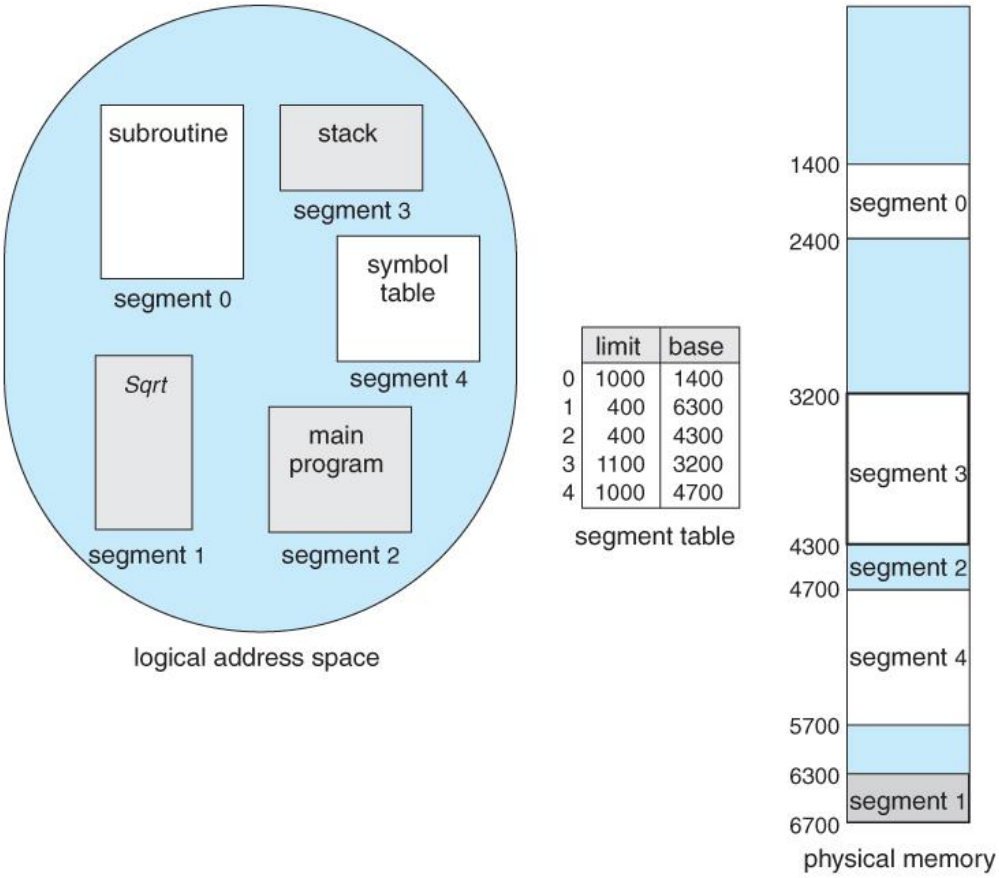
$$۲۰٤۸ = ۲^{۱۰}+۲^{۱۰}$$

قطعه بندی (Segmentation)

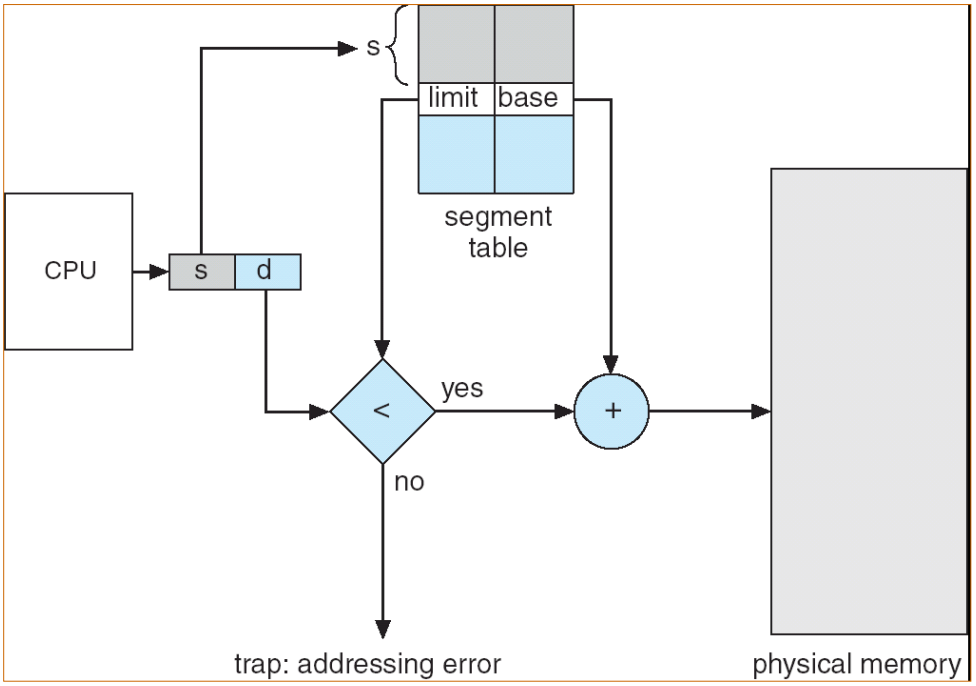
قطعه بندی طرحی برای مدیریت حافظه است که از دید کاربر در مورد حافظه پیروی می کند. یک برنامه مجموعه ای از قطعه ها است. یک قطعه یک واحد منطقی است مثل: برنامه اصلی – رویه – متد– متغیرهای محلی – استک

مشابه روش صفحه بندی در این حالت نیز احتیاج به جدولی موسوم بـه جـدول قطعـه داریـم هـر ورودی جدول قطعه شامل دو عنصر پایه (base) و حد (limit) است. (چون طول آن متغیر است پس از ایـن دو عنصـر استفاده می‌کنیم). آدرس منطقی نیز شامل دو قسمت شماره قطعه و آفست می‌باشد.





نحوه ترجمه آدرس منطقی به آدرس فیزیکی:

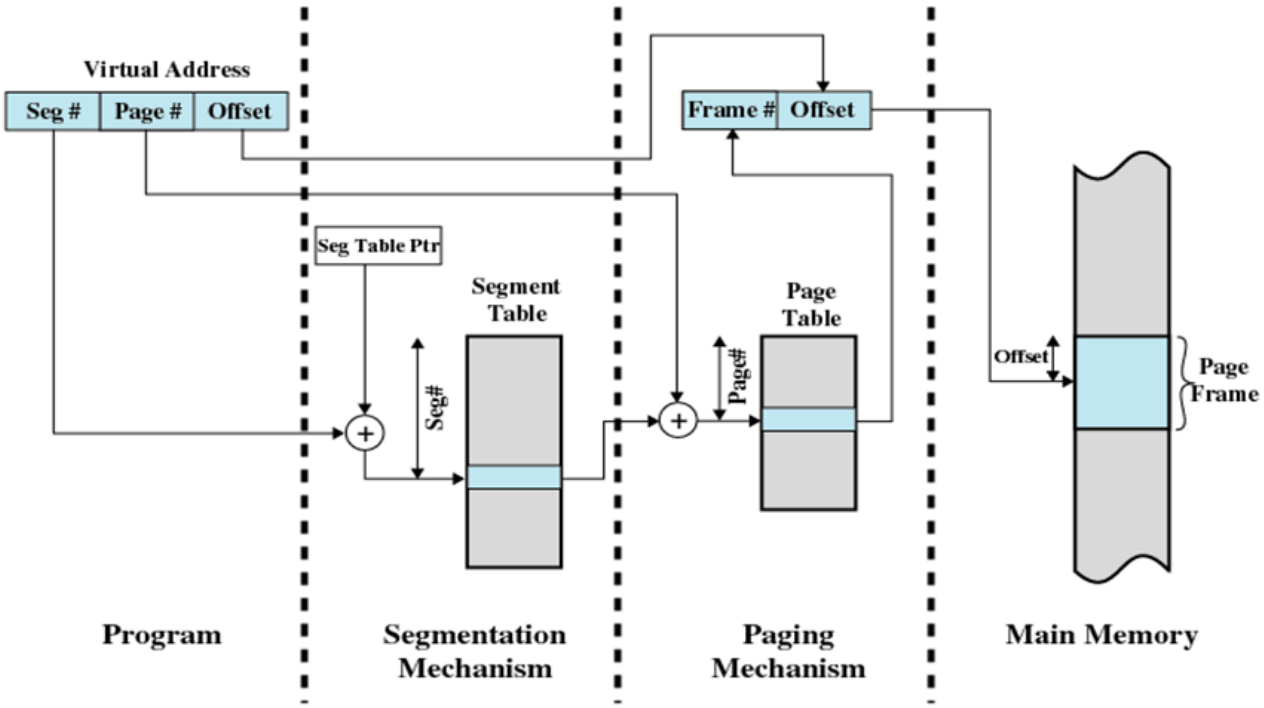


قطعه‌بندی صفحه‌بندی شده (Paged Segmentation)

در این حالت هر قطعه بطور جداگانه صفحه بندی می‌شود. (قطعات به صفحات مساوی تقسیم بندی می شوند). برای هر قطعه در داخل جدول قطعه باید مشخص کنیم که جدول صفحه آن کجاست. در این حالت آدرس منطقی شامل سه قسمت است:

S: شماره قطعه P: شماره صفحه D: Displacement

مکانیسم ترجمه آدرس در سیستم قطعه‌بندی صفحه‌بندی شده در شکل زیر نشان داده شده است.



Address Translation in a Segmentation/Paging System

Segment Table Pointer آدرس شروع جدول قطعه یک فرآیند را مشخص می‌کند.

محتویات جدول قطعه آدرس شروع جدول صفحه است.

هر قطعه جدول صفحه مخصوص به خود را دارد.

جدول زیر مزایا و معایب روشهای مختلف مدیریت حافظه را نشان می‌دهد:

	شرح	مزایا	معایب
روش بخش‌بندی ایستا	حافظه اصلی به تعدادی بخشهای ایستا، در زمان ایجاد سیستم تقسیم می‌شود. یک فرایند می‌تواند به داخل بخشی با اندازه مساوی یا بزرگ‌تر بار شود.	سادگی پیاده‌سازی؛ کمی سربار سیستم‌عامل	استفاده غیرمؤثر از حافظه به دلیل تکه‌تکه شدن داخلی؛ تعداد ثابت فرایندهای فعال
بخش‌بندی پویا	بخشها به صورت پویا ایجاد می‌شوند، به طوری که هر فرایند به داخل یک بخش هم اندازه خودش بار می‌شود.	بدون تکه‌تکه شدن داخلی؛ استفاده مؤثرتر از حافظه اصلی	استفاده غیرمؤثر از پردازنده به دلیل نیاز به فشرده‌سازی جهت مقابله با تکه‌تکه شدن خارجی
صفحه‌بندی ساده	حافظه اصلی به تعداد قابهای هم اندازه تقسیم می‌شود. هر فرایند به تعدادی صفحه‌های هم اندازه با قابها تقسیم می‌گردد. یک فرایند از طریق بار کردن تمام صفحه‌های آن به داخل قابهای موجود که لزوماً پیوسته نیستند بار می‌شود.	بدون تکه‌تکه شدن خارجی	مقدار کمی تکه‌تکه شدن داخلی
قطعه‌بندی ساده	هر فرایند به تعدادی قطعه تقسیم می‌گردد. یک فرایند از طریق بار کردن تمام قطعه‌هایش در داخل بخشهایی که به صورت پویا به وجود آمده‌اند و لزوماً پیوسته نیستند به حافظه بار می‌شود.	بدون تکه‌تکه شدن داخلی	گسترش به کارگیری حافظه و کاهش سربار نسبت به بخش‌بندی پویا
صفحه‌بندی حافظه‌مجازی	مانند صفحه‌بندی ساده است با این تفاوت که نیازی نیست تمام صفحه‌های یک فرایند بار شوند. صفحه‌های غیرمقیم در زمانی که به آنها نیاز باشد به طور خودکار به حافظه آورده می‌شوند.	بدون تکه‌تکه شدن خارجی؛ درجه چند برنامگی بالاتر؛ فضای آدرس مجازی بزرگ‌تر	سربار پیچیدگی مدیریت حافظه
قطعه‌بندی حافظه‌مجازی	مانند قطعه‌بندی ساده است با این تفاوت که نیازی به بار کردن تمام قطعه‌های یک فرایند نیست. قطعه‌های غیرمقیم در زمانی که به آنها نیاز باشد به طور خودکار به داخل آورده می‌شوند.	بدون تکه‌تکه شدن داخلی؛ درجه چند برنامگی بالاتر؛ فضای آدرس مجازی بزرگ؛ حمایت از اشتراک و حفاظت	سربار پیچیدگی مدیریت حافظه

۱
۲
۳
۴
۵
۶
۷
۸

فصل هفتم

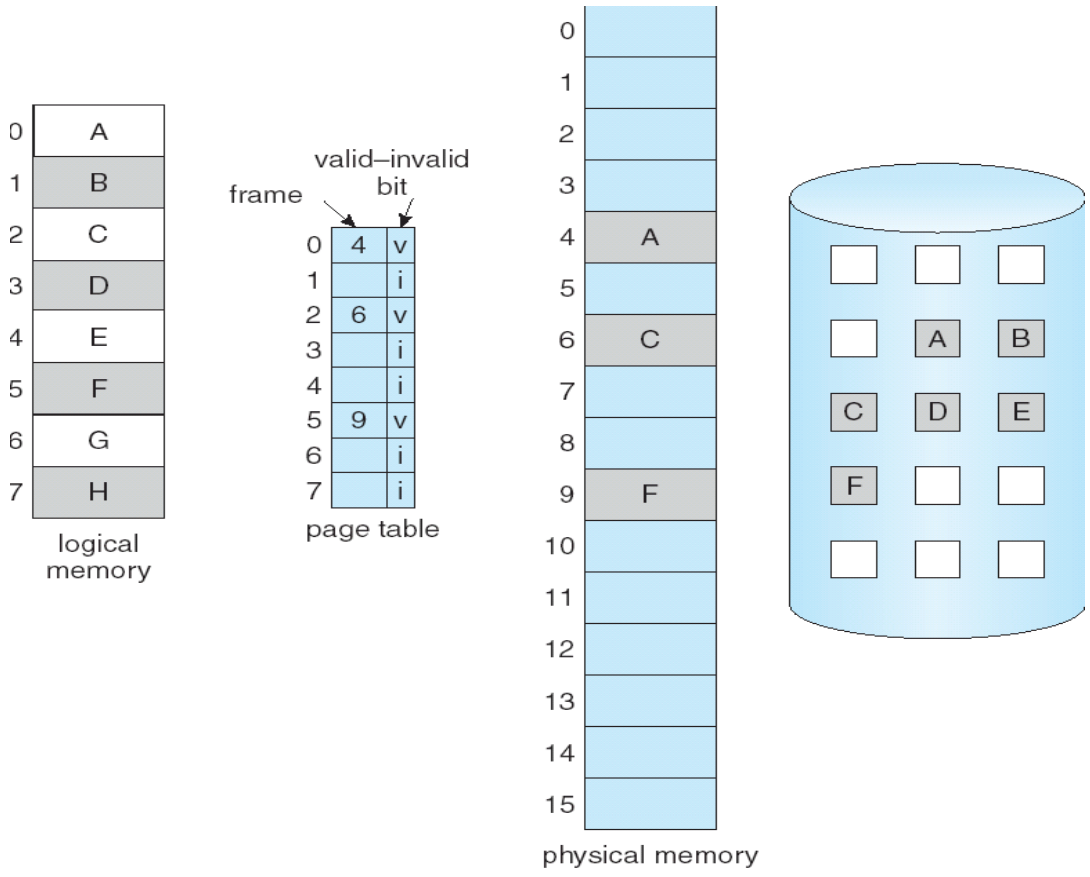
حافظه مجازی

حافظه مجازی یکی از مفاهیم مهم در سیستم‌عامل است. تا کنون فرض کردیم برای اجرای هر فرآیند باید تمام آن داخل حافظه باشد (فرض محدودکننده). مفهوم حافظه‌ی مجازی این فرض را نقض می‌کند و می‌گوید لازم نیست کل فرایند در حافظه باشد. مزیت مهم این روش این است که اجازه می‌دهد سایز یک برنامه بـزرگ‌تـر از حافظـه اصلی باشد. همچنین در این روش فرآیندهای بیشتری می‌توانند در حال اجرا باشند.

حافظه‌ی مجازی معمولا با تکنیک صفحه بندی بر حسب تقاضا یا صفحه‌بندی نیازی (Demand paging) پیاده سازی می‌شود. این روش تلفیقی از تکنیک‌های صفحه بندی و مبادله می‌باشد؛ به این معنی که فقط صـفحاتی کـه مورد نیاز باشند به حافظه آورده می‌شوند.

به هر مدخل جدول صفحه یک **بیت اعتبار** اختصاص داده می شود. 1 ⇐ در حافظه، 0 ⇐ بیرون از حافظه

مقداردهی اولیه بیت اعتبار برای همه مدخل ها صفر است.



چه وقت صفحه‌ای به حافظه آورده می‌شود؟ زمانی یک صفحه به حافظه منتقل می‌شود که مورد نیاز باشد.

- ✓ نیاز به عملیات ورودی/خروجی کم‌تر
- ✓ نیاز به حافظه کم‌تر
- ✓ پاسخ سریع‌تر
- ✓ کاربران بیشتر

وقتی صفحه‌ای مورد نیاز باشد به آن ارجاع می‌شود.

- ✓ ارجاع به آدرس نادرست ⇐ توقف
- ✓ فقدان صفحه در حافظه ⇐ آوردن صفحه به حافظه (نقص صفحه)

نقص صفحه (page fault)

وقتی در حین اجرا آدرسی را لازم داشته باشیم که در حافظه نباشد (بیت اعتبار آن صفر باشد)، نقص صفحه رخ می‌دهد.

در هنگام نقص صفحه مراحل زیر انجام می‌شود:

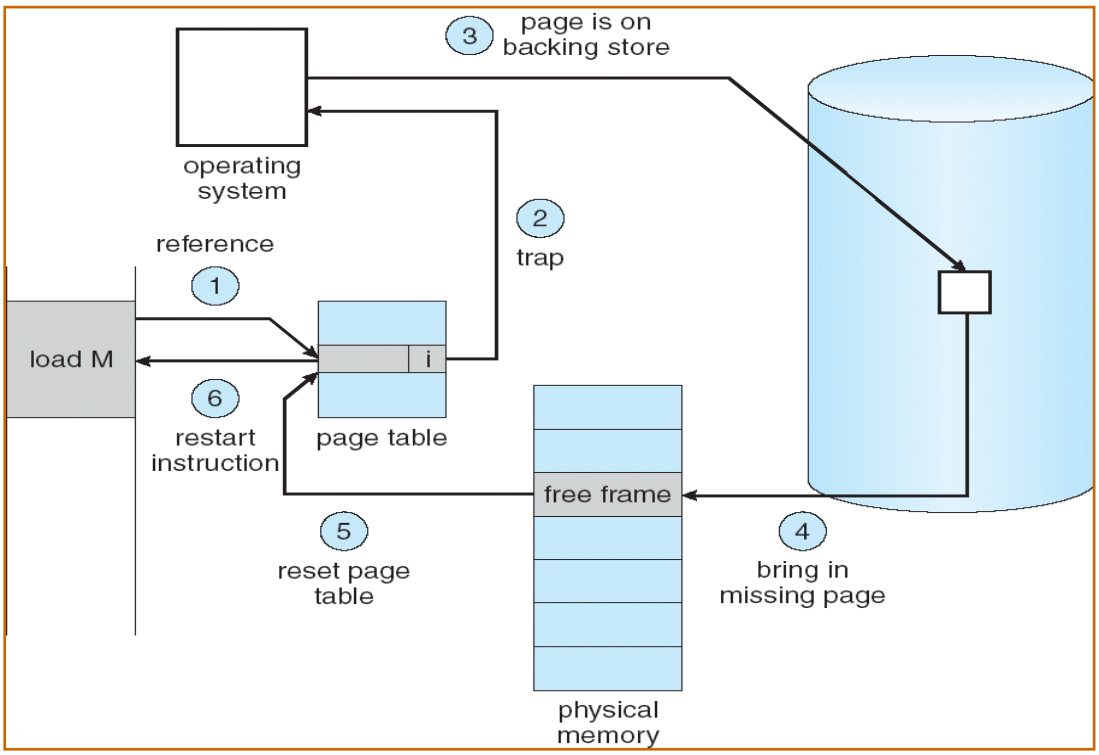
۱- سیستم‌عامل بررسی می‌کند که آیا این مراجعه در محدوده آدرس مجاز است یا خیر اگر آدرس مورد نظر خارج از محدوده مجاز باشد به فرآیند خاتمه می‌دهد و در غیر این صورت باید اقدام به آوردن صفحه مورد نظر نماید.

۲- یک فریم خالی در حافظه پیدا می‌کند.

۳- صفحه مورد نظر را از دیسک به حافظه منتقل می‌کند.

٤- جدول صفحه را تغییر می‌دهد تا نشان دهد صفحه مذکور در حافظه قرار دارد. (بیت اعتبار)

۵- اجرای دستوری که منجر به نقص صفحه شده بود را از سر می‌گیرد.



زمان دسترسی مؤثر به صفحه :

EAT = (1 – *p*) x memory access + *p* { page fault overhead + [swap page out]

+ swap page in + restart overhead }

سربار نقص صفحه : پیدا کردن فریم خالی و آوردن صفحه‌ای از دیسک یا خارج کردن یک صفحه از حافظـه و وارد کردن صفحه‌ی مورد نیاز.

مثالی از روش تقاضای صفحه:

زمان دسترسی به حافظه: 200 ns سربار زمان نقص صفحه: 8 milliseconds

متوسط زمان سرویس خطای صفحه

EAT = (1-p) x 200 + p x (8milliseconds)

= (1-p) x 200 + p x 8,000,000 ns =200 + p x 7,999,800

اگر در هر ۱۰۰۰ بار دسترسی به حافظه، یک خطای صفحه رخ دهد،

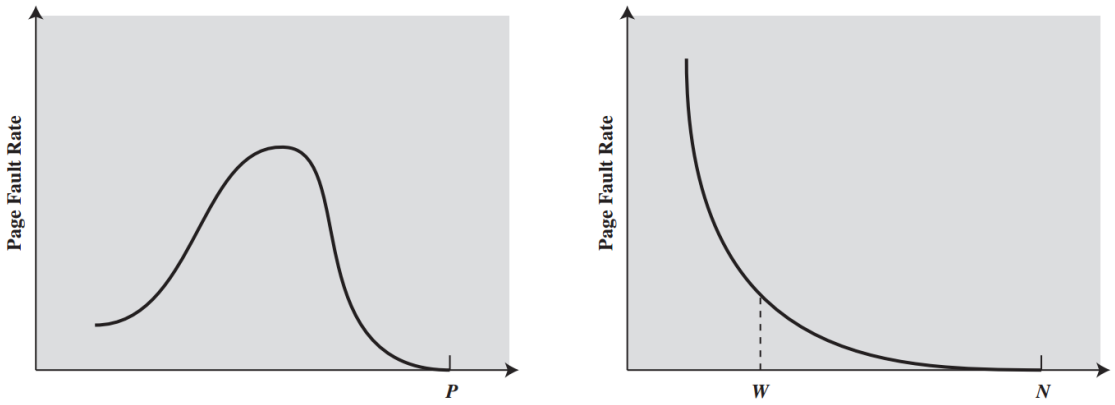
EAT= 8.2 microseconds

✓ ٤٠ برابر کند شده است!

اندازه صفحه

- اگر اندازه هر صفحه خیلی بزرگ باشد:
  - تعداد صفحات کم شده و جدول صفحه کوچک می‌شود.
  - اتلاف حافظه داخلی زیاد می‌شود.
- اگر اندازه هر صفحه خیلی کوچک باشد:
  - تعداد صفحات زیاد شده و جدول صفحه بزرگ می‌شود.
  - اتلاف حافظه داخلی کم می‌شود.
- یک مقدار میانی بهینه وجود دارد. با افزایش اندازه صفحه، اصل محلی بودن تضعیف شده و نرخ خطای صفحه شروع به افزایش می‌کند. اما اگر اندازه صفحه به اندازه کل فرآیند نزدیک شود، نرخ خطای صفحه کم می‌شود. برای یک اندازه ثابت صفحه، نرخ خطای صفحه با رشد تعداد صفحه‌های تخصیص یافته، کاهش می‌یابد.

اگر سایز صفحه کوچک باشد، تعداد زیادی از صفحات در حافظه اصلی هستند. در حین اجرا، صفحاتی که در حافظه قرار دارند شامل قسمتهایی از فرآیند هستند که اخیرا مورد ارجاع قرار گرفته اند. لذا خطاهای صفحه کم می شوند. اگر سایز صفحه بزرگ باشد، هر صفحه حاوی محلهایی است که از ارجاعات فعلی دور هستند. لذا خطاهای صفحه افزایش می یابند.



(a) Page Size

(b) Number of Page Frames Allocated

P = size of entire process
W = working set size
N = total number of pages in process

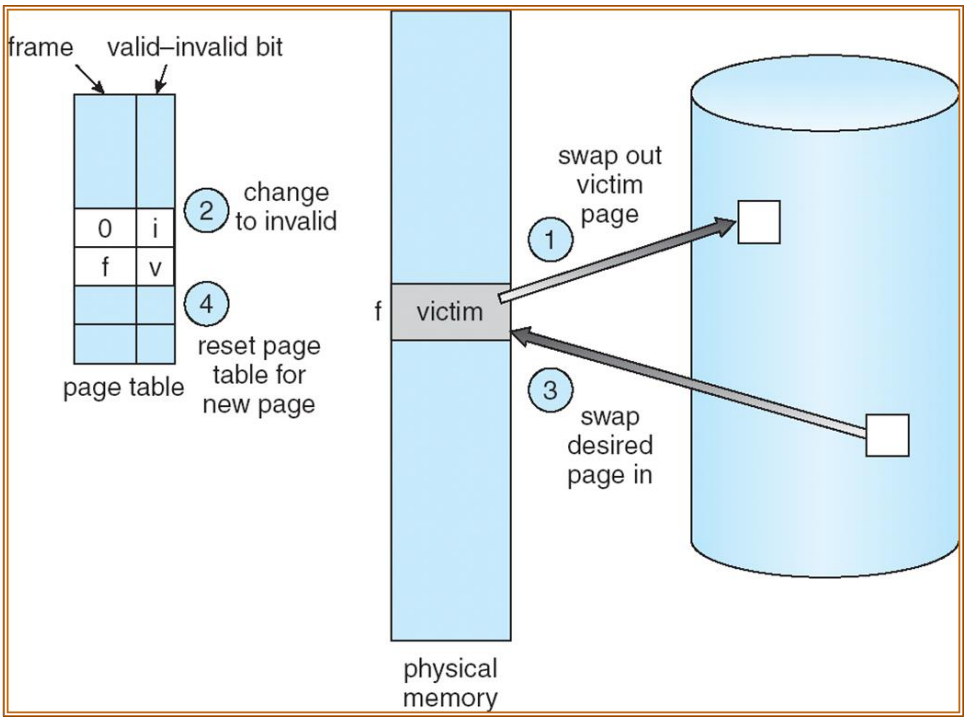
اندازه بهینه صفحه

- اگر اندازه میانگین برنامه‌ها، S بایت و اندازه یک صفحه P بایت و هر سطر جدول صفحه e بایت فضا لازم داشته باشد، تعداد سطرهای لازم برای یک برنامه در جدول صفحه برابر $\frac{S}{P}$ است و در نتیجه اندازه جدول صفحه $\frac{Se}{P}$
- برای یک برنامه نصف صفحه اتلاف وجود دارد ($\frac{P}{2}$)
- فضای سربار هر برنامه = $\frac{Se}{P}+\frac{P}{2}$
- برای حداقل کردن این اتلاف باید مقدار آن نسبت به P مینیم گردد.
بنابراین با محاسبه مشتق این تابع و یافتن ریشه آن، P محاسبه می‌شود:

$$-\frac{Se}{P^2}+\frac{1}{2}=0 \Rightarrow P=\sqrt{2\,Se}$$

اگر بخواهیم صفحه‌ای را به حافظه بیاوریم و قاب خالی وجود نداشته باشد چکار باید کرد؟

جابجایی صفحه انجام می‌دهیم یعنی صفحه‌ای را که در حافظه اصلی قرار دارد اما از آن استفاده نمی‌شود (اصطلاحا صفحه **"قربانی"**) یافته و آن را با صفحه مورد نظر جابجا می‌کنیم. برای این کار نیاز به الگوریتمی است که به کمترین تعداد خطای صفحه منجر شود. ممکن است یک صفحه چندین بار به درون حافظه منتقل شود.



الگوریتم‌های جایگزینی صفحات

ارزیابی با اجرای الگوریتم روی یک رشته ارجاع به حافظه و شمارش خطاهای صفحه رخ داده انجام می‌شود.

یک رشته ارجاع مثلا می‌تواند به صورت زیر باشد:

1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5

در ادامه تعدادی از الگوریتمهای جایگزینی صفحه توضیح داده شده‌اند.

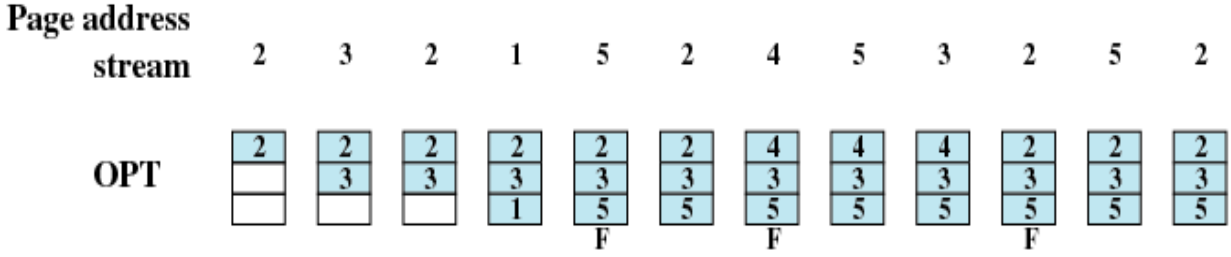
- ✓ بهینه یا OPT (Optimal)
- ✓ "اخیرا کمترین استفاده شده" یا LRU (Least Recently Used)
- ✓ خروج به ترتیب ورود یا FIFO
- ✓ ساعت یا Clock

الگوریتم بهینه یا OPT (Optimal):

- ✓ برای جایگذاری، صفحه‌ای انتخاب می‌شود که در آینده کمتر مورد مراجعه قرار خواهد گرفت.
- ✓ نیاز به جستجو کل حافظه دارد.
- ✓ این روش در عمل قابل پیاده‌سازی نیست زیرا نیاز به پیشگویی آینده دارد و فقط به عنوان معیاری جهت مقایسه سایر الگوریتمها استفاده می‌شود.

مثال: اگر رشته ارجاع فرایندی به صورت زیر باشد و تعداد سه قاب برای این فرآیند اختصاص داده شده باشد، تعداد نقص صفحه ها را حساب کنید.

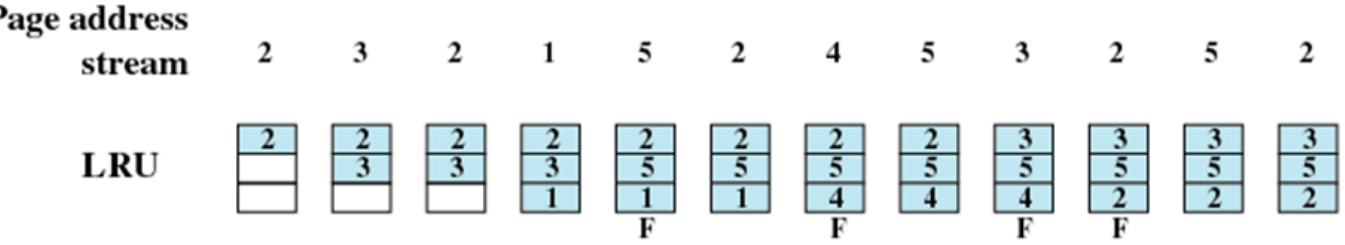
مجموعا ٦ خطای صفحه ٣ تا در ابتدا و ٣ تا در حین کار



الگوریتم «اخیرا کمترین استفاده شده» یا LRU:

- ✓ برای جایگذاری، صفحه‌ای انتخاب می‌شود که در گذشته دورتری مورد مراجعه قرار گرفته است.
- ✓ براساس اصل محلی بودن، اگر صفحه در گذشته کمتر مورد استفاده بوده است در آینده هم کمتر مورد استفاده خواهد شد.

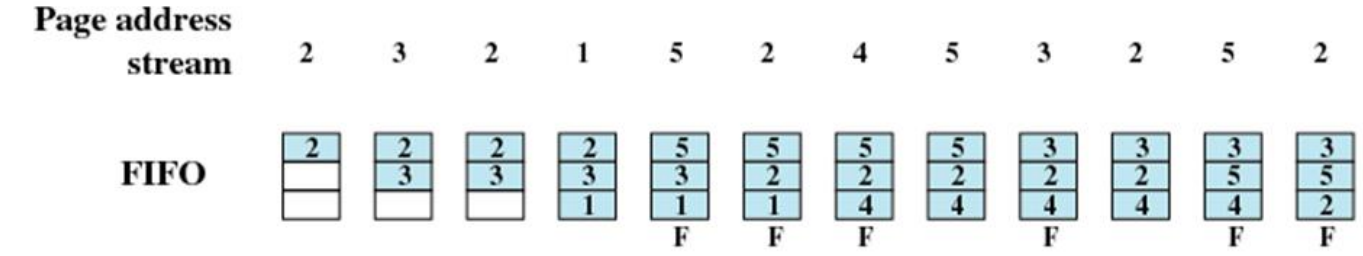
مثال: برای مثال قبل تعداد نقص صفحه را به روش جایگزینی LRU بدست آورید.



مجموعا ۷ نقص صفحه. ۳ تا در ابتدا و ٤ تا در حین کار .

الگوریتم خروج به ترتیب ورود یا FIFO :

- ✓ برای جایگذاری، صفحه‌ای انتخاب می‌شود که زودتر وارد حافظه شده است.
- ✓ ساده است.
- ✓ اشکال این روش این است که تنها عمر صفحات مورد توجه قرار می‌گیرد نه میزان مراجعه به آنها.



از نظر منطقی باید با افزایش تعداد قابها تعداد نقص صفحات کاهش یابد. حال به مثال زیر توجه کنید.

مثال:

در یک سیستم حافظه مجازی صفحه بندی شده، فرآیندی به صفحات مربوط به خود طبق رشته زیر مراجعه می‌کند. اگر در حافظه سه قاب (Frame) خالی برای این فرایند موجود باشد و از الگوریتم جایگذاری صف یا FCFS استفاده شود، تعداد نقص صفحه ها (Page fault) چقدر خواهد بود؟ اگر چهار قاب خالی موجود باشد، تعداد نقص صفحه ها چه تغییری خواهد کرد؟

3, 2, 1, 0, 3, 2, 4, 3, 2, 1, 0 ,4

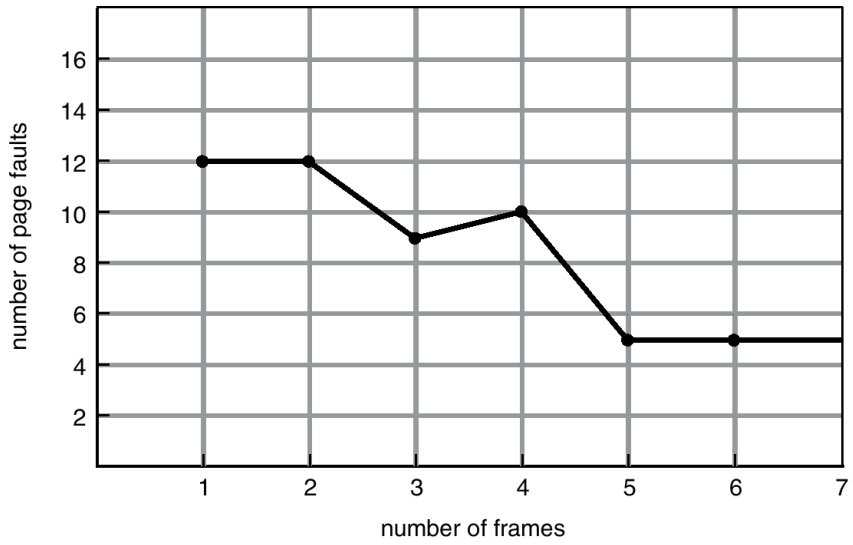
برای حالت ۳ قاب خالی: تعداد نقص صفحهها = 9

3	2	1	0	3	2	4	3	2	1	0	4
3	3	3	0	0	0	4	4	4	4	4	4
	2	2	2	3	3	3	3	3	1	1	1
		1	1	1	2	2	2	2	2	0	0

برای حالت ٤ قاب خالی: تعداد نقص صفحهها = 10

3	2	1	0	3	2	4	3	2	1	0	4
3	3	3	3	3	3	4	4	4	4	0	0
	2	2	2	2	2	2	3	3	3	3	4
		1	1	1	1	1	1	2	2	2	2
			0	0	0	0	0	0	1	1	1

همانطور که دیدید برای رشته ارجاعات فوق، با اضافه شدن تعداد قابها تعداد نقص صفحه بیشتر شد. این حالت فقط در الگوریتم FIFO رخ می‌دهد که به آن بی‌نظمی belady (belady's anomaly)می‌گویند.



اگوریتم جایگزینی صفحه دومین شانس:

با ایجاد یک تغییر کوچک در الگوریتم FIFO می تواند باعث جلوگیری از خروج صفحاتی شود که زیاد مورد استفاده قرار می گیرند. بیت ارجاع R قدیمیترین صفحه را بازرسی می نماییم و در صورتیکه این بیت صفر باشد صفحه هم قدیمی است و هم بلا استفاده. بنابراین با صفحه جدید جایگزین می شود. ولی اگر بیت R مربوطه یک باشد، آنرا صفر کرده و صفحه را به انتهای لیست منتقل می کنیم. سپس جستجو ادامه می یابد. مشکل اصلی این الگوریتم این است که صفحات در لیست باید جایجا شوند که این عمل دارای سربار زیادی است.

الگوریتم جایگزینی صفحه ساعت (The Clock Page Replacement Algorithm)

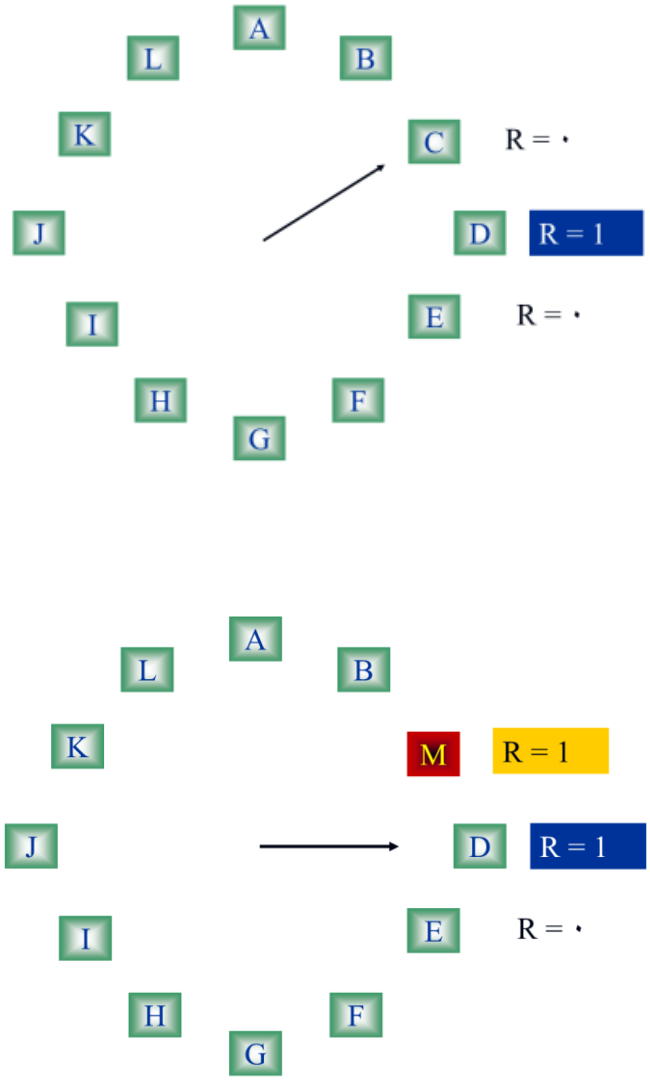
همان الگوریتم دومین شانس است با تفاوت در پیاده سازی (زیرا جابجایی صفحات در لیست پیوندی در دومین شانس زمان گیر بود) فقط به جای لیست پیوندی خطی از لیست پیوندی حلقوی استفاده می شود. در این الگوریتم به هر صفحه یک بیت اختصاص داده می‌شود. مطابق شرح ذیل:

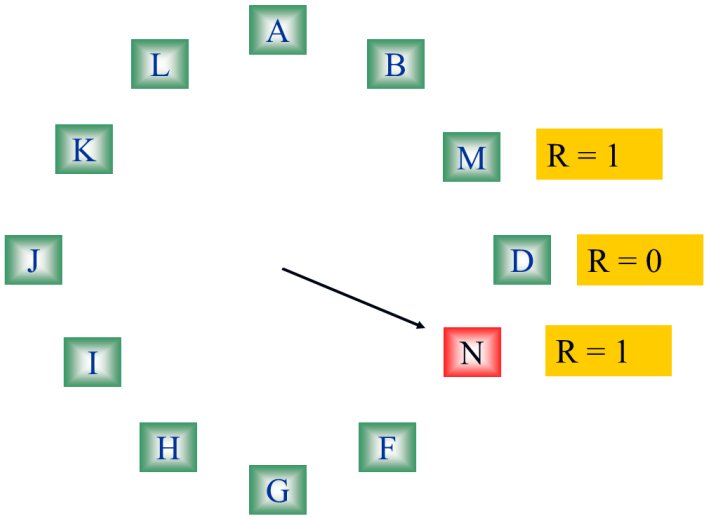
صفحات قرار گرفته در page frame ها (که کاندید اخراج هستند) در یک لیست حلقوی قرار می گیرند. عقربه به ابتدای لیست (قدیمی ترین صفحه) اشاره می کند.

وقتی یک نقص صفحه رخ می دهد، صفحه‌ای که عقربه به آن اشاره می کند مورد بررسی قرار می‌گیرد. اگر بیت R=0 بود، صفحه مورد نظر خارج شده و صفحه جدید در همان مکان جایگزین می شود. عقربه نیز یک قدم به جلو می رود (لذا صفحه بعدی در ابتدای لیست و صفحه جدید در انتهای لیست خواهد بود. این تغییرات فقط با تغییر یک اشاره گر (عقربه) بوجود امده است.

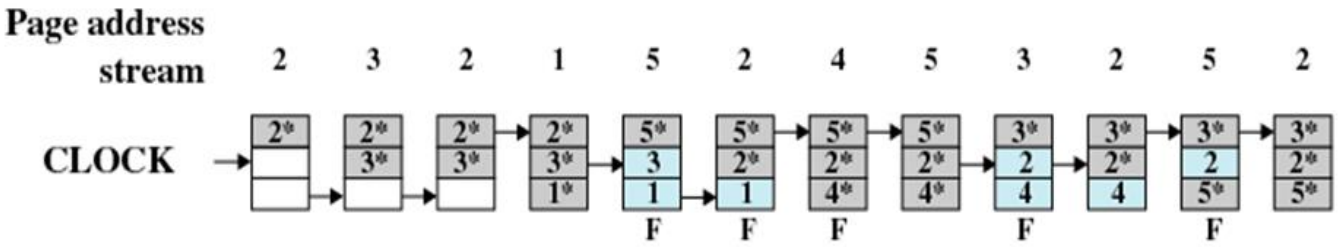
اگر R=1 بود آنگاه R=0 شده و عقربه یک قدم جلو می‌رود (یعنی آن صفحه به انتهای لیست ارسال می شود و صفحه بعدی در ابتدای لیست خواهد بود). این عمل آنقدر ادامه می یابد تا یک صفحه با بیت R=0 پیدا شود. تفاوت این الگوریتم با دومین شانس فقط در پیاده سازی آن است. فرضا صفحه جدید که قرار است به حافظه اورده شود M نام دارد:

شکلهای زیر مراحل کار این الگوریتم را نشان می‌دهند.





تعداد نقص صفحه ها را در مراجعه به رشته صفحات زیر با الگوریتم جایگذاری ساعت بدست آورید.

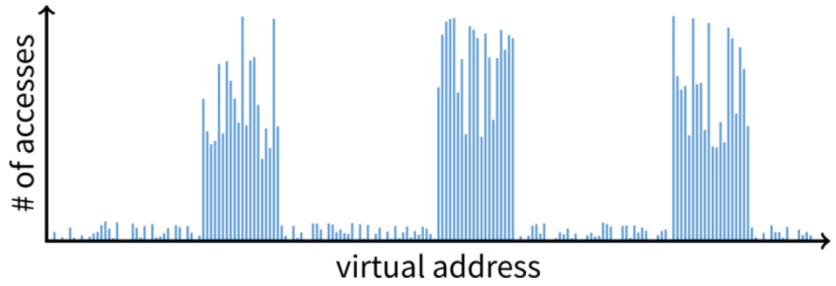


مجموعا ۸ نقص صفحه. ۳ تا در ابتدا و ۵ تا در حین کار .

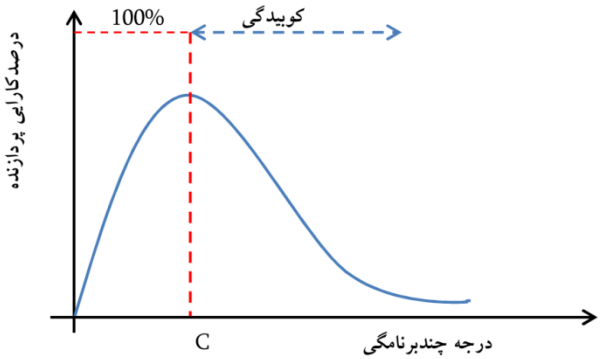
الگوریتم های شمارشی

- **الگوریتم LFU (Least Frequently Used) : صفحه ای را که کمترین شماره ارجاع را دارد جابجا می کند.**
- **الگوریتم MFU (Most Frequently Used) : با این استدلال که صفحه ای که کوچکترین شماره ارجاع را دارد احتمالا به تازگی به حافظه منتقل شده است و هنوز استفاده خواهد شد، صفحه ای را که بیشترین شماره ارجاع را دارد جابجا می کند.**

مجموعه کاری **(working set)**، به مجموعه صفحاتی می‌گویند که فرایند در حال حاضر از آنها استفاده می‌کند. به عبارتی دیگر، مقدار حافظه‌ای که یک فرایند در یک بازه زمانی خاص احتیاج دارد را مجموعه کاری آن فرایند می‌گویند. اگر تمام مجموعه کاری یک فرایند در حافظه موجود باشد، فرایند مورد نظر بدون ایجاد تعداد زیادی نقص صفحه اجرا خواهد شد.



در صورتیکه حافظه اصلی کوچک باشد و مجموعه کاری فرایند بزرگ باشد و نتوان بیکباره آن را در حافظه جای داد، فرایند به یکباره تعداد زیادی نقص صفحه ایجاد می‌کند. به طوری که فرایند بیشتر وقت خود را صرف تولید کردن نقص صفحه می‌کند تا اجرا شدن. در این حالت، کارایی پردازنده و کارایی کلی سیستم به شدت کاهش می‌یابد. به شرایطی که فرایند در هر چند دستورالعمل یک نقص صفحه ایجاد می‌کند، کوفتگی یا کوبیدگی (thrashing) می‌گویند که کارایی کلی سیستم را به شکل چشمگیری کاهش می‌دهد. در بسیاری از سیستم‌های صفحه‌بندی سعی بر این است که مجموعه کاری یک فرایند، از پیش شناخته شده و در حافظه بارگذاری شود تا فرایند مدام نقص صفحه ایجاد نکند. بدین ترتیب قبل از اختصاص دادن پردازنده به فرایند، مجموعه کاری اش در حافظه قرار دارد. اگر مجموعه کاری فرایند قبل از اختصاص پردازنده به آن در حافظه وجود نداشته باشد، فرایند مورد نظر آن قدر نقص صفحه ایجاد می‌کند تا بالاخره تمام مجموعه کاری اش در حافظه قرار بگیرد. (به شرطی که حافظه به میزان کافی فضا داشته باشد) مجموعه کاری یک فرایند در هر لحظه متفاوت است و با گذشت زمان تغییر می‌کند.



اثردرجه چندبرنامگی برکارایی CPU ، نقطه C بهترین سطح چندبرنامگی

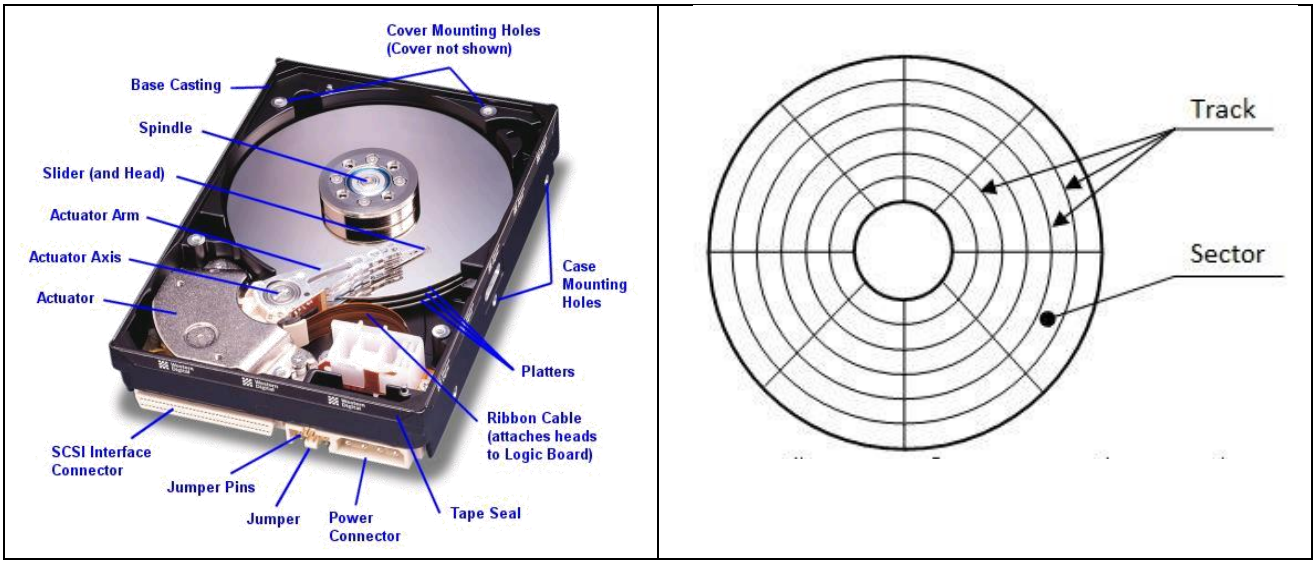
۱
۲
۳
۴
۵
۶
۷
۸

فصل هشتم

مدیریت دیسک

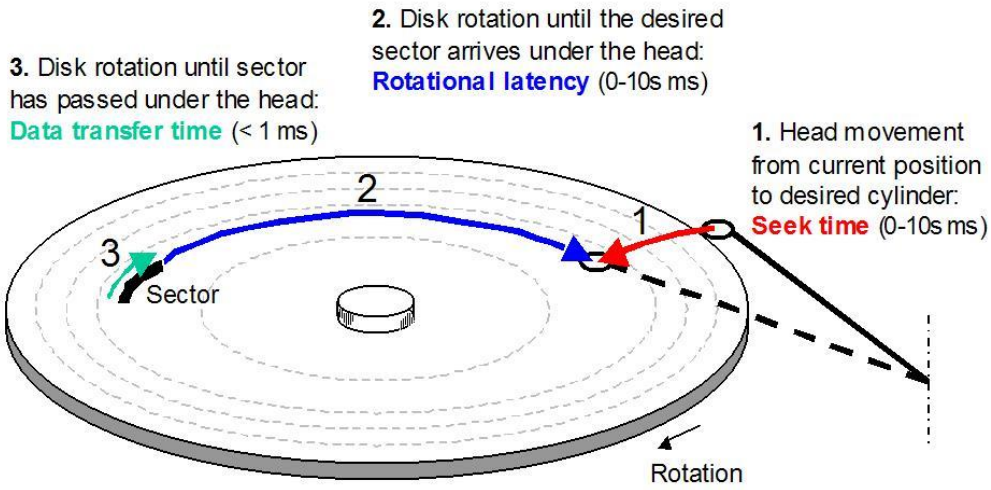
حافظه اصلی کامپیوتر فرار بوده و محتویات آن با قطع برق پاک می-شود. هارددیسک ابزاری برای نگهداری ثابت داده‌ها و برنامه‌ها (از جمله سیستم عامل) می‌باشد. سالها پیش دیسکهای سخت بسیار بزرگ و سنگین بودند و فقط برای محیطهای حفاظت شده مانند مرکز اطلاعات یا اداره‌های بزرگ مناسب بودند. شکل روبرو یک دیسک سخت با ظرفیت ۵ مگابایت را نشان می‌دهد.

هر دیسک از تعدادی صفحه تشکیل می‌شود که این صفحات به شکل مدور ومسطح می باشد وبر روی هر صفحه یک هد خواندن و نوشتن قرار دارد. سطح هر صفحه به طور منطقی به دوایر متحد المرکزی به نام شیار تقسیم شده است. هر شیار خود به سکتورهایی تقسیم می‌شود.



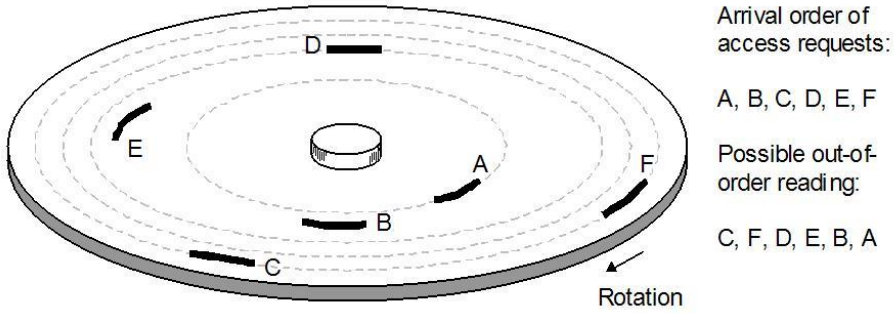
زمان دسترسی به یک دیسک

- ✓ **زمان جستجو (seek time)**: همانطور که در شکل نشان داده است زمان لازم برای انتقال بازوی دیسک (هد) به شیار (track) مورد نظرکه الگوریتم های زمان بندی دیسک مربوط به این قسمت می‌باشد.
- ✓ **زمان چرخش (Rotation Time)**: مدت زمانی که دیسک می‌چرخد تا هد روی سکتور مورد نظر قرار بیرد.
- ✓ **زمان انتقال (Transfer Time)**: مدت زمانی که کل اطلاعات از دیسک خوانده می‌شود و جابجایی اطلاعات صورت می‌گیرد.



الگوریتم های زمان‌بندی دیسک

سیستم عامل سعی می‌کند با توجه به ترتیب در خواست اطلاعات بر روی شیارها روشی را جهت بهینه کردن زمان دسترسی ارائه کند.

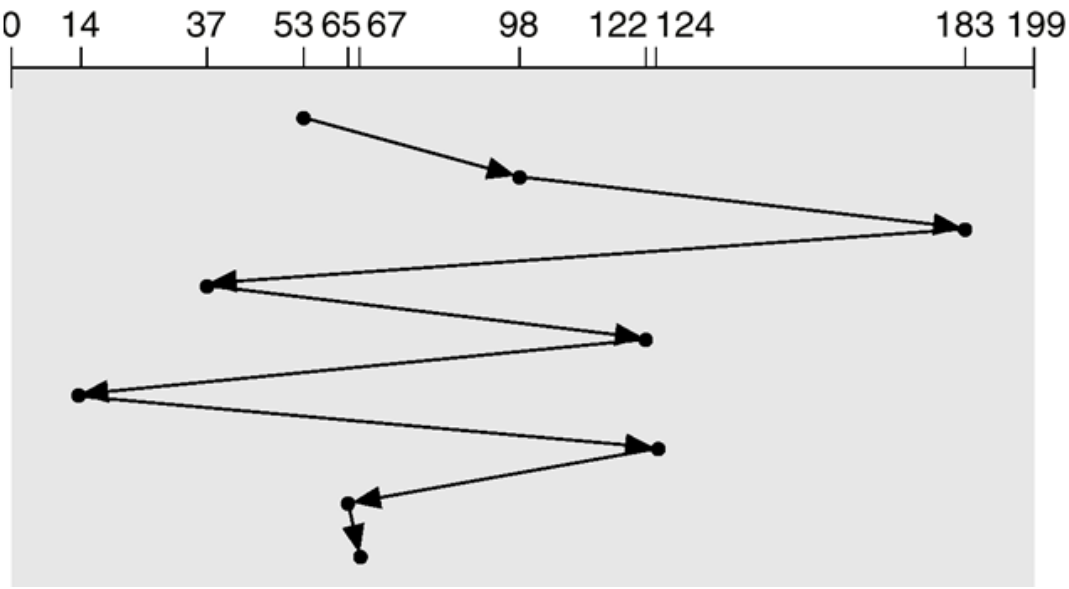


FIFO (الگوریتم خروج به ترتیب ورود):

در این روش درخواست‌ها با توجه به زمان ورودشان به صف، سرویس می‌گیرند. لذا نمی‌توان کاری برای بهینه کردن زمان دسترسی انجام داد.

مثال) فرض کنید شماره شیارهای درخواستی موجود در صف یک دیسک به صورت زیر باشد ودر شروع کار هد بر روی شیار ۵۳ باشد. تعداد کل حرکت های هد را بدست اورید.

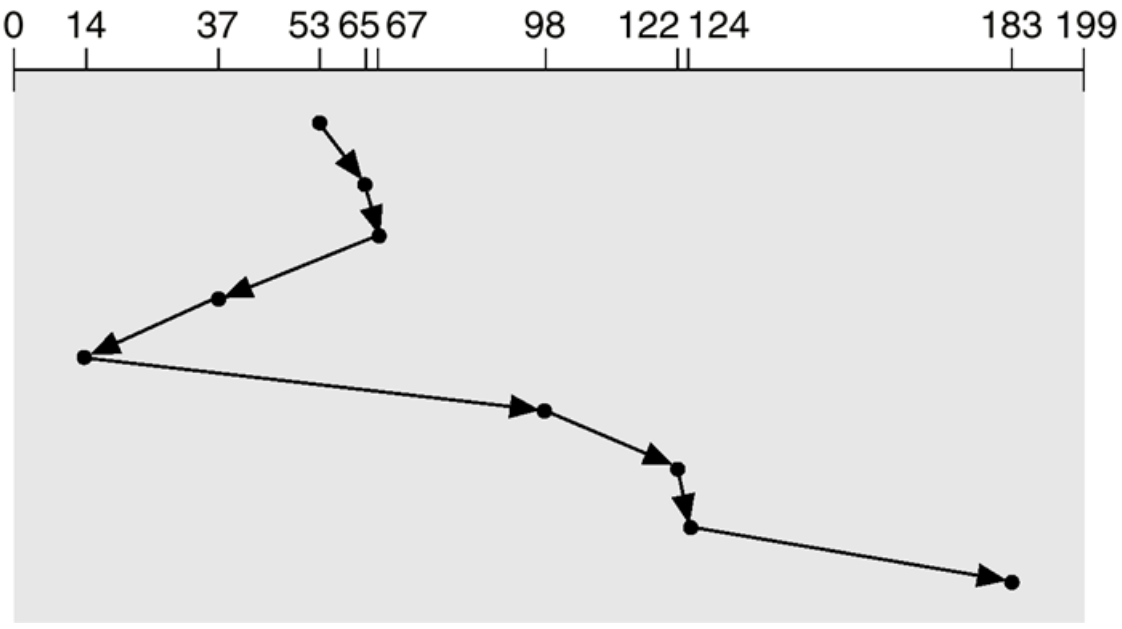
Queue: 98, 183, 37, 122, 14, 124, 65, 67



Total head movements= 45+85+146+85+108+110+59+2=640

SSTF (الگوریتم ابتدا کوتاه ترین زمان جستجو)

در این روش به درخواست‌های موجود در صف بر اساس مکان قرار گیری پاسخ داده می‌شود. به گونه ای که در هر حرکت به درخواستی سرویس داده می‌شود که به هد نزدیک‌تر باشد.

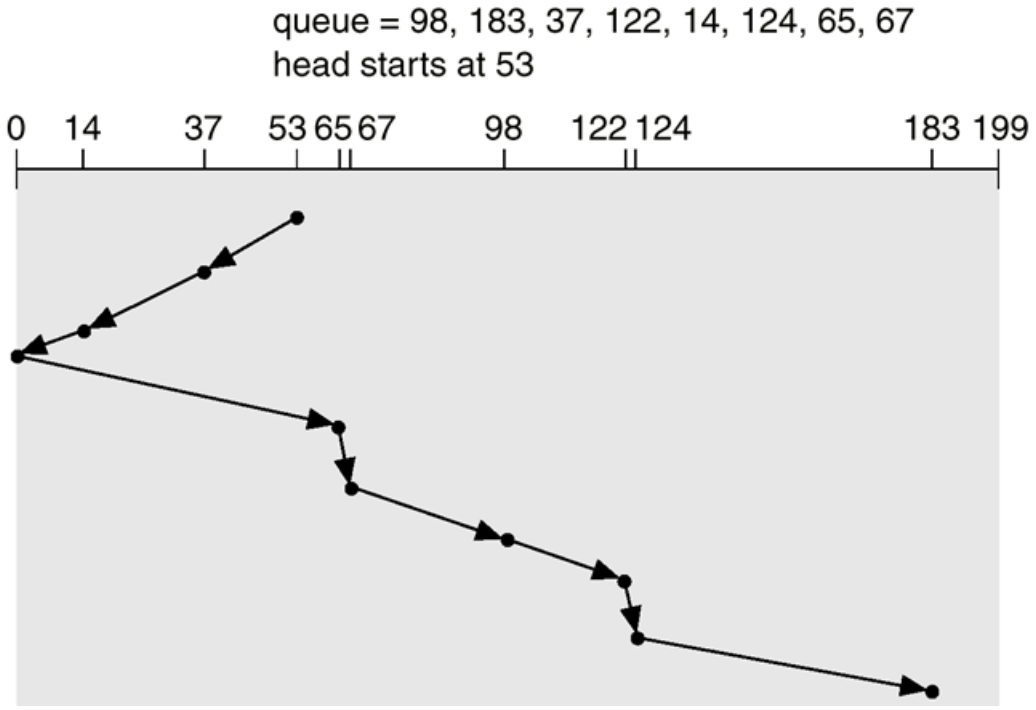


Total head movements= 12+2+30+23+84+24+2+59=236

الگوریتم زمانبندی دیسک SCAN :

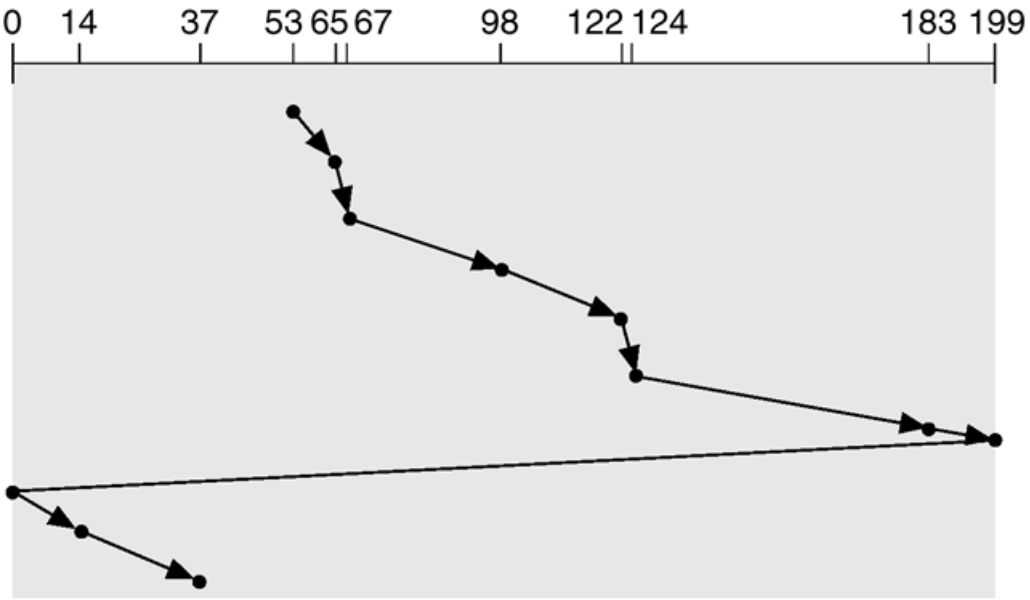
در روش SCAN (پویش) هد دیسک مرتبا از یک انتهای دیسک به سمت انتهای دیگر حرکت می کند و هر بار به سیلندری برسد که نیاز به سرویس دهی دارد، به آن سرویس می‌دهد.

در شروع این روش علاوه بر دانستن مکان جاری هد، باید جهت شروع حرکت هد را نیز بدانیم. الگوریتم SCAN به الگوریتم آسانسور نیز معروف است. چرا که مانند آسانسور یک ساختمان عمل می‌کند. در این روش اگر درخواستی به صف برسد که جلوی هد باشد، این درخواست سریعا سرویس داده می‌شود ولی اگر در خواست پشت سر هد باشد، بایستی صبر کند تا هد به انتهای دیسک رفته، تغییر جهت داده و برگردد. بنابر این مشکل این روش آن است که تقاضایی که بلافاصله پس از عبور هد از یک سیلندر برای آن سیلندر دریافت می شود به تعویق می‌افتد.



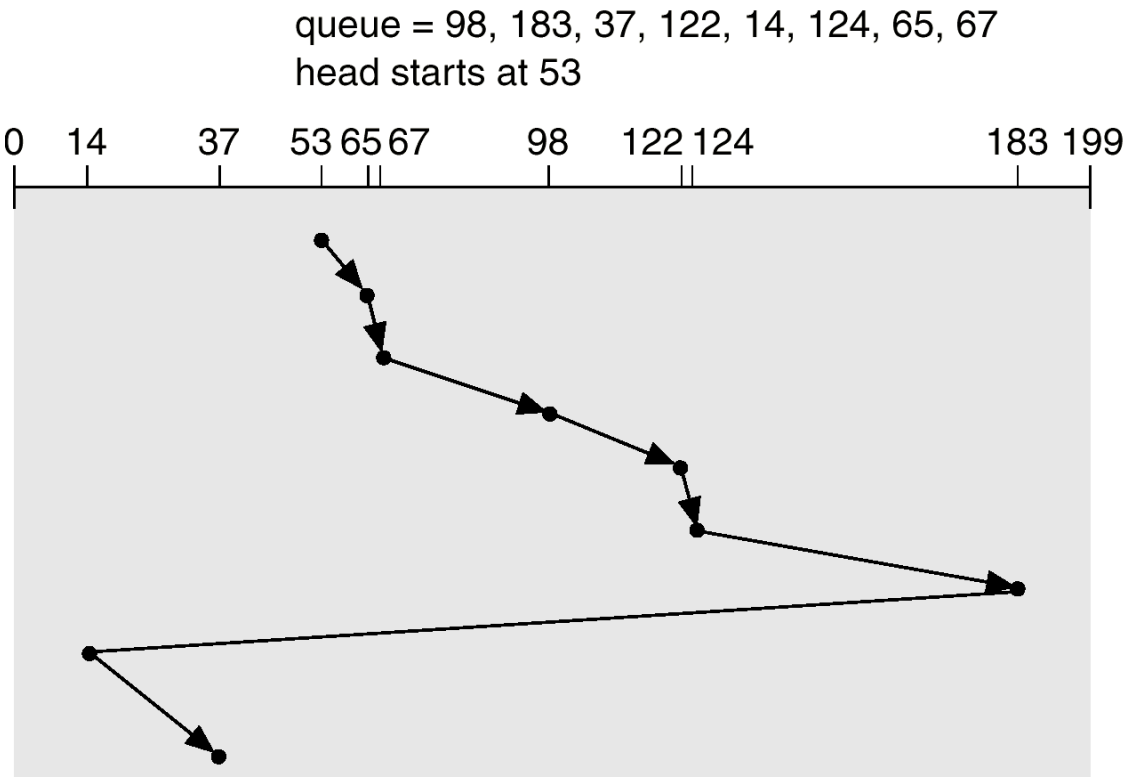
الگوریتم زمانبندی C-SCAN :

C-SCAN مخفف Circular Scan یا پویش چرخشی است. این روش نسبت به روش قبلی زمان یکنواخت کمتری را پدید می‌آورد. در روش C-SCAN مانند SCAN هد در یک جهت مثلا از داخل به خارج حرکت کرده و در مسیر خود به تمام در خواست ها سرویس می‌دهد. ولی هنگامیکه به انتهای دیسک رسید سریعا به اول دیسک بر می گردد و در این حرکت برگشتی سریع، هیچ سرویس دهی انجام نمی دهد.

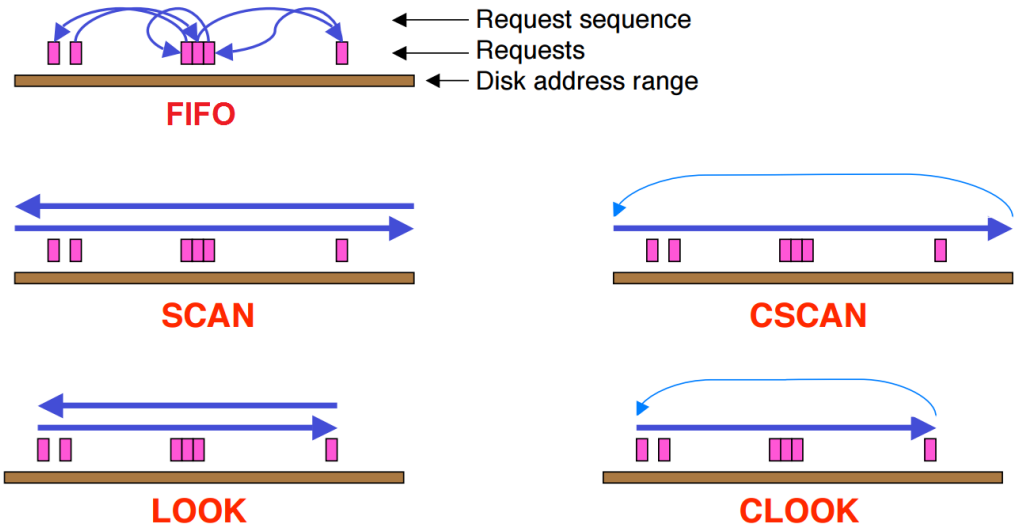


الگوریتم زمانبندی دیسک C-LOOK:

این روش اصلاح شده‌ی روش های SCAN و C-SCAN می‌باشد که در آنها الزاما حرکت از ابتدای دیسک شروع نمی‌شود و تا آخرین سیلندر نیز ادامه نمی‌یابد. بلکه از اولین در خواست شروع شده و به آخرین در خواست ختم می‌شود.



شکل زیرشمای کلی الگوریتمهای زمانبندی دیسک را بصورت دیگری نشان می‌دهد.



مثال:

فرض کنید یک دیسک ۲۰۰ شیار داشته و صف درخواست دیسک درخواست های نامنظمی را در خود دارد.

شیارهای درخواست شده به ترتیب دریافت عبارتند از:

۵۵-۵۸-۳۹-۱۸-۹۰-۱۶۰-۱۵۰-۳۸-۱۸٤

در هریک از حالات زیر:

اگر زمان حرکت از یک شیار به شیار دیگر ٤ میلی ثانیه طول بکشد و بازوی دیسک در ابتدا بر روی شیار ۱۰۰ قرار داشته باشد، ترتیب سرویس دهی به درخواست ها و طول متوسط چقدر است؟

۱. FIFO
۲. SSTF
۳. LOOK
٤. C-LOOK

فرض کنید در روش LOOK ,C-LOOK جهت اولیه حرکت به سمت افزایش شماره شیار باشد.

۱. FIFO

تعداد شیارهای های پیموده شده هنگام پاسخ دادن:

0+45+3+19+21+72+70+10+112+146=498

Average Seek length = 498/9=55.3

زمان جستجوی کل :

498*4(ms)=1992msec

۲. SSTF

تعداد تراک های پیموده شده	شماره تراک مورد نظر	ترتیب سرویس
	۱۰۰	۰
۱۰	**۹۰**	۱
۳۲	**۵۸**	۲
۳	**۵۵**	۳
۱٦	**۳۹**	٤
۱	**۳۸**	٥
۲۰	**۱۸**	٦
۱۳۲	**۱۵۰**	۷
۱۰	**۱٦۰**	۸
۲٤	**۱۸٤**	۹

تعداد تراک های پیموده شده:

10+32+3+16+1+20+132+10+24=248

Average seek time = 248/9=27.5

زمان جستجوی کل:

248*4(ms)=992msec

۳. LOOK

تعداد تراک های پیموده شده	شماره تراک مورد نظر	ترتیب سرویس
	۱۰۰	۰
۵۰	۱۵۰	۱
۱۰	۱۶۰	۲
۲۴	۱۸۴	۳
۹۴	۹۰	٤
۳۲	۵۸	۵
۳	۵۵	٦
۱٦	۳۹	۷
۱	۳۸	۸
۲۰	۱۸	۹

تعداد تراک های پیموده شده:

50+10+24+94+32+3+16+1+20=250

Average seek length=250/9=27.8

زمان جستجوی کل:

250*4(ms)=1000msec

٤. **C-LOOK**

تعداد تراک های پیموده شده	شماره تراک مورد نظر	ترتیب سرویس
	١٠٠	٠
٥٠	**١٥٠**	١
١٠	**١٦٠**	٢
٢٤	**١٨٤**	٣
١٦٦	**١٨**	٤
٢٠	**٣٨**	٥
١	**٣٩**	٦
١٦	**٥٥**	٧
٣	**٥٨**	٨
٣٢	**٩٠**	٩

تعداد تراک های پیموده شده:

50+10+24+166+20+1+16+3+32=322

Average seek time = 322/9=35.8

زمان جستجوی کل:

322*4(ms)=1288msec

RAID چیست ؟

کوتاه شده عبارت **R**edundant **A**rray of **I**ndependent **D**isks و به معنای آرایه پشتیبان (افزونه) از دیسک‌های مستقل می‌باشد که هدف آن ایجاد یک واحد از مجموع چند هارد دیسک می‌باشد. در واقع با قرار دادن چند هارد دیسک در کنار هم و پیاده سازی RAID همه هارد دیسک های ما به یک واحد تبدیل می شوند و سیستم عامل همه آنها را فقط به عنوان یک منبع واحد (یک دیسک بزرگ) می‌بیند که بسته به اینکه چه سطحی از RAIDپیاده سازی شده باشد می‌تواند باعث افزایش کارایی و یا امنیت اطلاعات و یا تلفیقی از این دو شود.

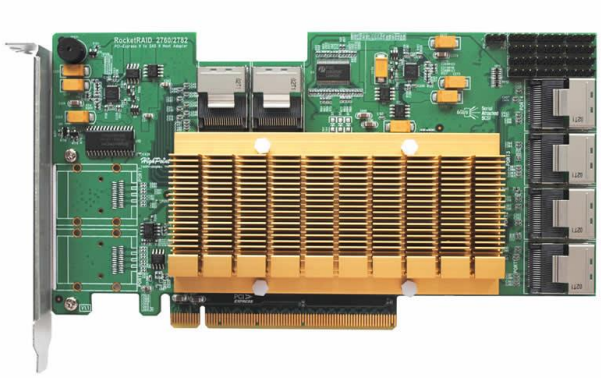
دیسک های سخت در سیستمهای کامپیوتری سرعت پایینی دارند و به عنوان گلوگاه عمل می‌کنند. مخصوصا در سرورها (مانند وب سرور) که باید دائما سراغ دیسک برویم. هدف RAID افزایش کارایی، سرعت، قابلیت اطمینان و حجم دیسک است. این کار با استفاده از تکنیکهایی مانند striping، mirroring، اضافه کردن افزونگی برای تشخیص و تصحیح خطا و موازی سازی انجام می‌گردد.

استفاده از دیسکهای کوچکتر به صورت موازی می‌تواند باعث افزایش حجم ذخیره‌سازی و سرعت دسترسی به اطلاعات شود اما نمی‌تواند احتمال خطا را کاهش دهد بلکه حتی احتمال آن بیشتر می‌گردد.

تمام دیسک های متصل به هم توسط یک کنترلر Raid مدیریت می شوند و فقط خود کنترلر می تواند آن ها را به-عنوان دیسک های مجزا ببیند اما سرور استفاده کننده فقط یک دیسک واحد را می بیند.

تکنولوژی Raid را می توان به دو شکل نرم افزاری و سخت افزاری پیاده سازی کرد.

RAID سخت افزاری: بیشتر برای سرور های سازمانی، تجاری و هنگامی که میزان تحمل خطا و بهینه شدن کارآیی سیستم بسیار مورد اهمیت است، مورد استفاده قرار می گیرد و نیاز به سخت افزار RAID Controller دارد. با RAID سخت افزاری به دلیل اینکه عملیات پردازش بر عهده یک کنترلر RAID قرار می‌گیرد، بار اضافی به سرور تحمیل نخواهد شد. RAID سخت افزاری طبیعتاً گران قیمت تر و پر هزینه تر از RAID نرم افزاری می باشد. در شکل زیر یک بوردکنترل کننده RAID نشان داده شده است.



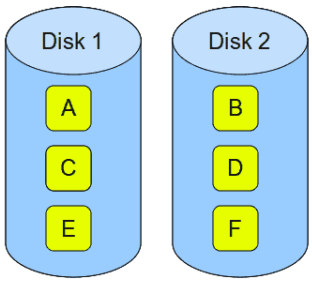
RAID نرم افزاری:

RAIDنرم افزاری از طریق سیستم عامل تنظیم می‌شود و به طور ذاتی کارایی کمتری نسبت به کنترلرهای سخت افزاری RAID دارد. علت آن فقدان سخت افزار اختصاصی برای مدیریت آرایه‌های RAID است. RAID نرم-افزاری معمولا برای مصارف خانگی و استفاده در محیط‌های کوچکی که حجم درخواست‌ها و تعداد کاربران کمتری دارند، استفاده می‌شود. مزیت اصلی Raid نرم افزاری نسبت به Raid سخت‌افزاری هزینه پایین آن می-باشد. یک مشکل دیگر Raid نرم افزاری سرعت کم آن نسبت به Raid سخت افزاری است.

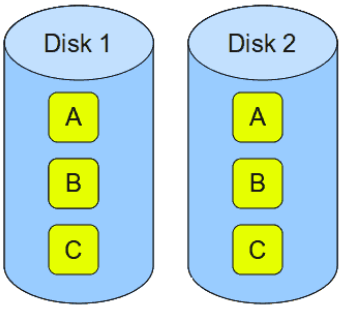
سطوح مختلف RAID :

پیاده سازی RAID در سطئح مختلفی امکان پذیر است که در زیر شرح داده شده‌اند.

RAID0 (block by block striping): داده‌هایی که سرور می‌خواهد روی هارد دیسک بنویسد را به صورت بلوک به بلوک روی هارد دیسک های فیزیکی به ترتیب می نویسد. به عنوان مثال اگر A ، B ، C ، D ، E و ... بلوک های مورد نظر ما برای نوشتن روی دیسک باشد کنترلر ابتدا بلوک A را روی اولین دیسک فیزیکی می نویسد و سپس بلوک B را روی دیسک فیزیکی دوم می نویسد تا نوبت به آخرین دیسک می رسد و پس از آن دوباره کنترلر سراغ دیسک فیزیکی اول می رود و این روال تکرار می شود تا تمام بلوک ها در حافظه نوشته شوند. در این نوع Raid مبادله داده ها با کنترلر بسیار سریع تر از عملیات خواندن/نوشتن روی دیسک چرخان می باشد. به عنوان مثال زمانی که کنترلر مشغول نوشتن بلوک A روی اولین دیسک است، همزمان بلوک B را به دیسک سخت دوم ارسال می‌کند. Raid0 باعث افزایش عملکرد می شود اما تحمل خرابی پایینی دارد چون اگر یک دیسک سخت از بین برود همه داده های روی دیسک مجازی از بین میرود.



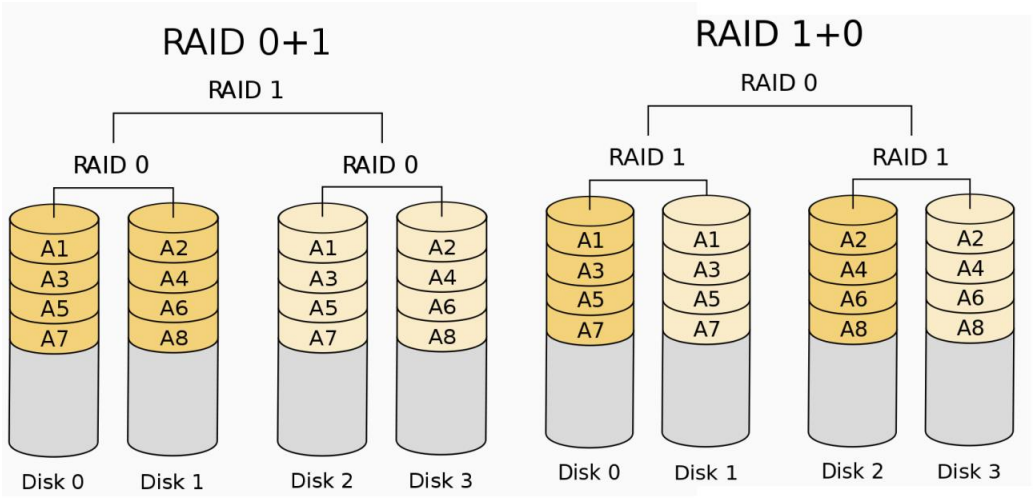
- **RAID1 (block by block mirroring):** هدف آن افزایش تحمل در برابر خرابی می باشد. شیوه کار این تکنولوژی به این صورت است که حداقل در حالت پایه نیاز به دو دیسک سخت در قالب یک دیسک مجازی دارد. هنگامی که سرور یک بلوک روی دیسک مجازی می نویسد کنترلر این بلوک را روی هر دو هارد دیسک می نویسد. به هر یک از این کپی های یکسان mirror گفته می شود و در بعضی از موارد هم سه نسخه از هر بلوک نگهداری می‌شود.



RAID 0+1 / RAID 10 : ترکیبی از تکنیک های Striping و Mirroring

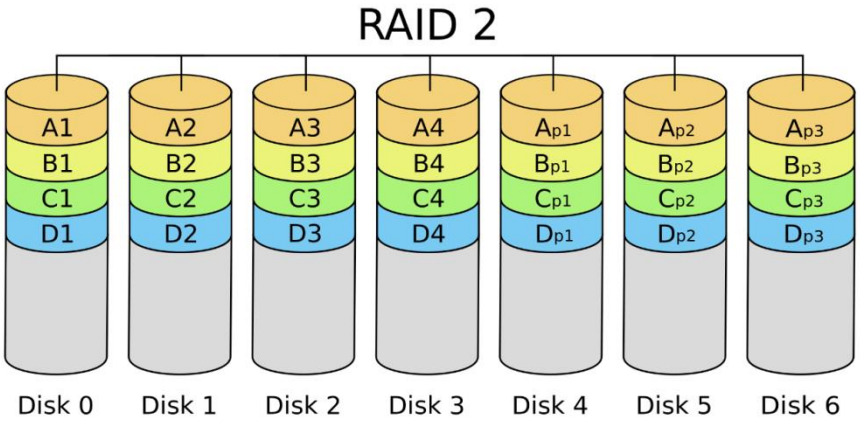
Raid 0 و Raid 1 یکی از موارد تحمل پذیری در برابر خطا و یا کارایی را افزایش می‌دهد اما اگر بتوان این دو را در کنار هم داشت به وضعیت مطلوب تری می رسیم. Raid 0+1 و Raid 10 این کار را برای ما انجام می دهند به این صورت که ایده های Raid 0 و Raid 1 را با هم ترکیب می کنند. Raid 0+1 و Raid 10 هر دو سلسله مراتب مجازی دو مرحله ای را انجام می دهند.

در Raid 0+1 کنترلر Raid در ابتدا به وسیله Raid 0 تمام دیسک ها را در قالب دو دیسک سخت مجازی که تنها برای کنترلر دیسک قالب مشاهده است ترکیب می‌کند (عمل Striping). در سطح دوم این دو دیسک سخت مجازی در قالب یک دیسک سخت مجازی واحد با استفاده از تکنیک Mirroring در Raid 1 با هم ادغام می-گردند و تنها این دیسک مجازی واحد برای سرور قابل مشاهده است. در Raid 10 مراحل اجرایی Raid 0 و Raid 1 نسبت به Raid 0+1 معکوس می گردد.



- RAID 2 (striping of bytes or bits with ECC)

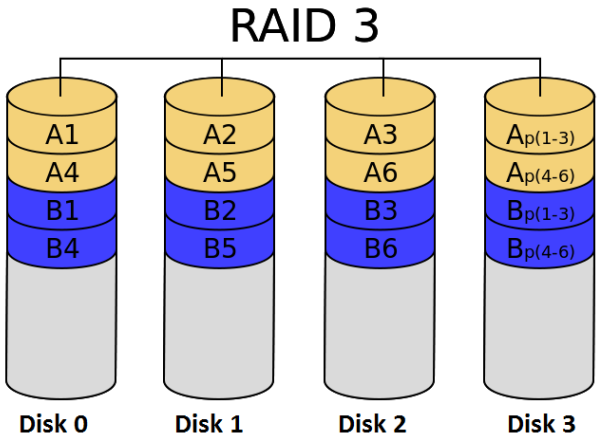
این نوع RAID با تقسیم اطلاعات بر روی چند دیسک و نوشتن اطلاعات کنترلی خطا (ECC) روی دیسکهای دیگر در قالب بیت‌های داده ذخیره می‌کند. در هنگام خواندن، داده با اطلاعات کنترلی تطابق داده می‌شود و اگر خطایی وجود داشته باشد، تصحیح می‌شود. سرعت خواندن با توجه به Striping داده در چند دیسک افزایش یافته و با کنترل خطا کمی از آن کاسته می شود. سرعت نوشتن هم تقریبا در حد خواندن است با این تفاوت که محاسبه امکان تصحیح خطا کمی تاخیر ایجاد می کند. علاوه بر تصحیح خطا این آرایه می‌تواند در صورت خارج شدن یکی از دیسک ها به کار خود ادامه دهد.



- RAID 3 (level 2 with parity)

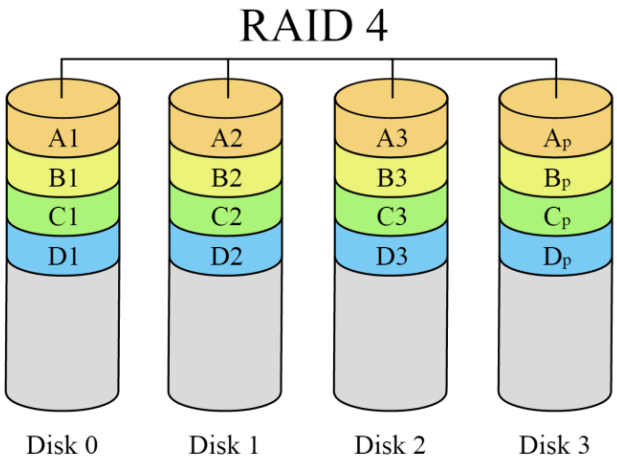
در این نوع RAID ساختار Striping در سطح بایت انجام می شود. در این حالت تعدادی دیسک داریم که یک دیسک به parity اختصاص داده می‌شود مثلا اگر سه دیسک داشته باشیم در دیسک اول یک بایت داده و در دیسک دوم هم یک بایت داده و دیسک سوم parity دیتای دو دیسک دیگر را در خودش نگه می‌دارد و اگر مثلا

دیسک دوم از بین برود از طریق دیسک parity میتوان اطلاعات دیسک دوم را برگرداند (با xor کردن دیسک اول و parity اطلاعات دیسک دوم برمیگردد.)



- RAID 4 (level 0 with parity block)

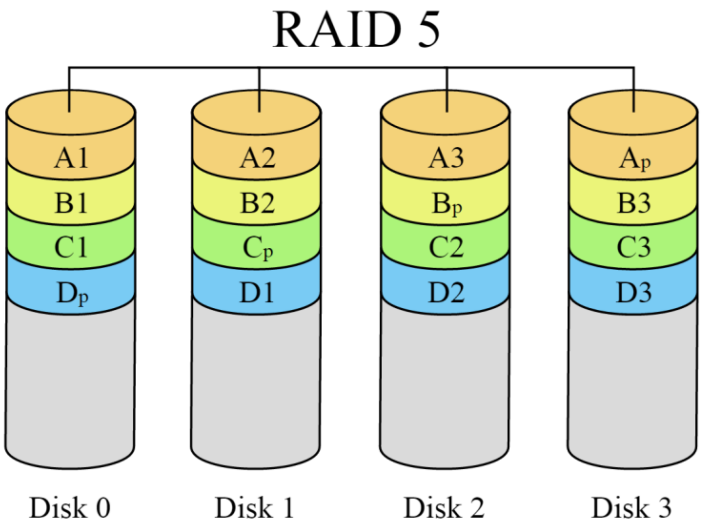
همانند RAID 3 عمل می‌کند با این تفاوت که به جای خواندن و نوشتن در قالب بایت، از بلاک داده استفاده می‌کند. مانند RAID 3 دیسکی مختص Parity برای تشخیص خطا دارد. فضای حاصله معادل جمع دیسک‌ها منهای یک دیسک فضای Parity است. این آرایه ظرفیت خرابی یکی از دیسک ها را داراست.



- **RAID 5 : (level 4 with distributed parity blocks)**

این نوع RAID همانند RAID 1 یکی از پرکاربردترین نوعها می باشد و مشابه آرایه نوع ۴ است. با این تفاوت که Parity آن در دیسکی خاص ذخیره نمی‌شود و بین تمامی دیسک ها پخش می‌شود. این نوع آرایه پر کاربردترین نوع در استفاده‌های حرفه‌ای است چرا که از نظر کارایی و فضای حاصله، تعادلی بهینه در آن برقرار است. پخش شدن اطلاعات Parity در میان دیسک ها باعث افزایش کارایی می‌شود. این آرایه به حداقل ۳

دیسک نیاز دارد و دیسک‌های بیشتر برای استریپ کردن و بالا بردن کارایی کاربرد دارد. فضای حاصله معادل جمع دیسک ها منهای یک دیسک فضای Parity است. این آرایه نیز مانند RAID 4 ظرفیت خرابی یکی از دیسک‌ها را داراست.



University of Kurdistan

Faculty of Engineering

Department of Computer Engineering

The Booklet of:

Operating Systems

Privided by:

Dr. Alireza Abdollahpouri