جزوه درسی

سیستم های عامل

پیشگفتار

سیستم عامل عنوان یکی از دروس تخصصی رشته مهندسی کامپیوتر (نرم افزار) و مهندسی فناوری اطلاعات می باشد.

آنچه در این مجموعه مشاهده می کنید مطالبی است که تحت عنوان جزوه سیستم عامل در دانشگاه پیام نور آران و بیدگل تدریس می شود که با تلاش و کوشش انجمن علمی مهندسی کامپیوتر دانشگاه تدوین شده است.

لازم به ذکر است که این جزوه جایگزینی برای کتاب نیست بلکه با ارائه توضیحات بیشتر درمورد مطالب کتاب سعی در آسان سازی مفاهیم آن را دارد. امید است دانشجویان با بهره گیری از آن در کنار کتاب، مطالب را به خوبی درک کنند. همچنین برای آشنایی دانشجویان با سوالات امتحانی این درس در آخر هر فصل نیز سوالات دو ترم اخیر آزمون های پیام نور ارائه گردیده است.

در آخر لازم است از زحمات دانشجوی گرامی، آقای مجید بصیرتی که بنده را در نگارش و ویراستاری این جزوه یاری نمودند تشکر و قدردانی نمایم.

حمید عالمی آرانی

مهرماه ۹۰

فهرست مطالب

فصل اول

سیستم عامل چیست؟

سیستم‌عامل یک نرم‌افزار بسیار پیچیده است که به عنوان واسط بین کاربر و سخت‌افزار مورد استفاده قرار می-گیرد. از این نظر سیستم‌عامل دو هدف اصلی را دنبال می‌کند:

۱- آماده کردن سخت افزار برای استفاده آسان کاربر

۲- استفاده بهینه از سخت افزار و افزایش کارایی سیستم

از یک دید دیگر می‌توان سیستم‌عامل را به عنوان مدیر منابع یک سیستم کامپیوتری معرفی کرد. از این دید منابع یک کامپیوتر به سه دسته تقسیم می‌شود :

۱- واحد پردازش مرکزی[1]

۲- حافظه اصلی

۳- منابع سخت افزاری و نرم افزاری

انواع برنامه های یک سیستم

می‌توان برنامه‌های یک سیستم را به دو دسته تقسیم نمود :

☑ برنامه های I/O limited

برنامه‌هایی هستند که بخش زیادی از زمان اجرایشان را در ارتباط با دستگاه‌های ورودی-خروجی هستند و نیاز بیشتری به I/O دارند.

☑ برنامه های CPU limited

برنامه‌هایی که حجم محاسباتی بالایی دارند و برای اجرا شدن به مدت زمان زیادی CPU را نیاز دارند.

سیستم‌عامل به منظور افزایش کارایی سعی می‌کند تعادلی در اجرای این دو دسته برنامه ایجاد کند.

انواع ارتباط با دستگاه‌های جانبی

از نظر ارتباط سیستم‌عامل با دستگاه‌های جانبی، می‌توان سیستم‌ها را به دو دسته تقسیم کرد:

☑ سیستم های Online یا ارتباط مستقیم

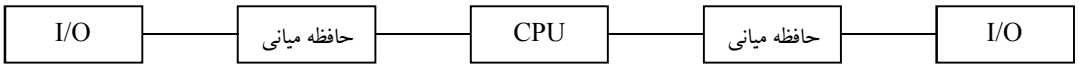
سیستم‌هایی هستند که پردازنده به طور مستقیم با دستگاه‌های ورودی-خروجی در ارتباط است. در این سیستم‌ها، به دلیل پایین بودن سرعت دستگاه‌های جانبی، کارایی به شدت پایین می‌آید.

[1] CPU: Central Processing Unit

شکل ۱-۱

☑ سیستم های Offline یا ارتباط غیرمستقیم

سیستم‌هایی که از حافظه میانی، بین دستگاه‌های ورودی-خروجی و CPU استفاده می‌کنند. این حافظه میانی می‌تواند باعث افزایش کارایی شود.



شکل ۱-۲

دستیابی غیر مستقیم

۱- بافردهی[1]

۲- Spooling

☑ Spooling

در Spooling از دیسکهای مغناطیسی که دارای سرعت بیشتری هستند و حجم بالایی از برنامه‌ها را می‌توان در آن ذخیره کرد، استفاده می‌شود.

پردازش یک برنامه عمل ورودی-خروجی را برای برنامه ای دیگر انجام می‌دهد.

چندبرنامگی[2]

با استفاده از Spooling می‌توان چندکار را به طور همزمان اجرا کرد. در اینجا منظور از اجرای همزمان چندکار اجرای در بین هم برنامه‌ها خواهد بود. به عبارت دیگر چندبرنامگی به معنی اجرای لابه لای هم دستورات چند برنامه است.

در سیستم‌های چندبرنامگی دو معیار برای تعویض CPU بین فرآیندها وجود دارد :

☑ نیاز به عمل I/O

در این روش CPU به هر برنامه تخصیص داده می‌شود و مادامی که برنامه به عمل ورودی-خروجی نیاز ندارد CPU را در اختیار خواهد داشت، به محض نیاز به عمل I/O، CPU از برنامه گرفته شده و به برنامه دیگر داده می‌شود.

[1] Buffering
[2] Multi Programming

☑ تعریف یک بازه زمانی

در این روش یک بازه زمانی تعریف می‌شود و CPU به اندازه این بازه زمانی در اختیار هر برنامه خواهد بود. این دسته از سیستم‌ها را سیستم‌های اشتراک زمانی[1] می‌نامند. در این دسته از سیستم‌ها دو دلیل می‌تواند باعث تعویض CPU از یک برنامه به برنامه دیگر قبل از اتمام بازه زمانی شود :

۱- پایان اجرای برنامه

۲- صدور وقفه برای اجرای عملیات ورودی-خروجی

تعیین این بازه زمانی در سیستم‌های اشتراک زمانی بر عهده سیستم‌عامل است و ممکن است این بازه زمانی در یک دوره کاری سیستم، چند مرتبه تغییر کند.

☑ سیستم های توزیع شده[2]

سیستم‌هایی هستند که در آنها از چند CPU استفاده می‌شود و اجرای برنامه‌ها بین این پردازنده‌ها توزیع می‌شود.

☑ سیستم های بلادرنگ[3]

سیستم‌هایی هستند که در آنها هرکار باید حداکثر در یک مهلت مشخصی، سرویس دهی شود. انجام آن کار پس از پایان مهلت آن مفید نخواهد بود. در واقع این سیستم‌ها باید زمان انجام کار را تضمین نمایند.

☑ روش‌های کار با دستگاه‌های ورودی-خروجی

برای کار با دستگاه‌های ورودی-خروجی، سیستم‌عامل باید روشی را برای هماهنگ کردن این بخش با پردازنده در نظر بگیرد، تا کارایی سیستم افزایش یابد. این هماهنگی معمولا به دو روش انجام می‌شود:

روش همه پرسی (انتظار مشغول)[4] :

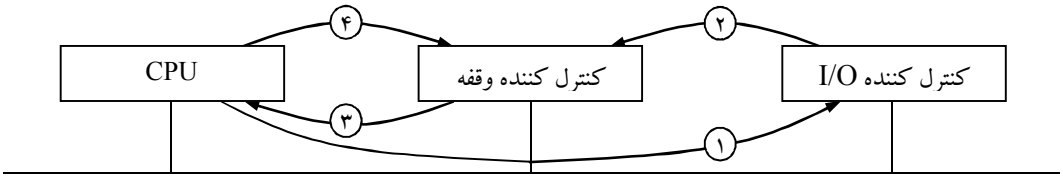
در این روش کار بدین صورت انجام می‌گیرد که هرگاه پردازنده نیاز به ورودی یا خروجی داشته باشد تقاضای خود را توسط سیستم‌عامل برای دستگاه موردنظر مطرح می‌کند. اگر دستگاه مشغول باشد پاسخ منفی می‌دهد در این صورت CPU مجددا درخواست خود را مطرح می‌کند و این کار را آنقدر تکرار می‌کند تا پاسخ مثبت دریافت کند. اگر از آن دستگاه بیش از یکی در سیستم باشد درخواست CPU به نوبت برای همه مطرح می‌شود از این رو این روش را همه پرسی می‌گویند. در این سیستم‌ها چون CPU منتظر دستگاه می‌ماند کارایی به شدت پایین می‌آید.

---

[1] Time Sharing
[2] Distributed
[3] Real Time
[4] Pooling (Busy Waiting)

استفاده از وقفه ها[1] :

هدف از به کارگیری وقفه‌ها، استفاده بهینه از وقت پردازنده است. در سیستمی که از وقفه استفاده می‌کند چنانچه پردازنده نیاز به ورودی-خروجی داشته باشد آن را به دستگاه اعلام می‌کند و تا زمان دریافت پاسخ دستگاه (وقفه) به اجرای برنامه دیگری مشغول می‌شود و این باعث افزایش کارایی خواهد شد. در هنگام بروز یک وقفه، سیستم از حالت اجرای عادی برنامه خارج می‌شود و روال وقفه را اجرا می‌کند، پس از آن دوباره به روند اجرای عادی برنامه برمی‌گردد. روند به کارگیری وقفه‌ها، در یک سیستم به صورت زیر خواهد بود:



شکل ۱-۳

در هریک از مراحل به صورت زیر عمل می‌شود:

مرحله ۱ : اگر در حین اجرای یک برنامه، که CPU به آن تعلق دارد نیاز به یک دستگاه ورودی و یا خروجی باشد CPU درخواستی را برای استفاده از آن دستگاه به کنترل کننده آن ارسال می‌کند.

مرحله ۲ : در هر قطعه سخت افزاری، مولفه ای به نام کنترل کننده دستگاه جانبی وجود دارد، این قطعه در زمانی که آن دستگاه بیکار شد پیغامی را جهت اعلام آمادگی به کنترل کننده وقفه صادر می‌کند.

مرحله ۳ : کنترل کننده وقفه، مولفه ای است که در داخل یا خارج از CPU قرار درد و با اعلام آمادگی دستگاه ورودی-خروجی پیغامی را جهت کار CPU با آن دستگاه به CPU ارسال می‌دارد که این پیغام همان وقفه است.

مرحله ۴ : پس از پاسخ دادن CPU به وقفه، کنترل کننده وقفه اجرای عادی برنامه را از سر می‌گیرد.

انواع وقفه ها :

به طور کلی می‌توان وقفه‌ها را به سه دسته تقسیم کرد:

☑ وقفه های خارجی

این نوع از وقفه‌ها عموما از یک دستگاه جانبی صادر می‌شوند. دلایل اصلی صدور این وقفه‌ها عبارتند از:

۱- پایان کار دستگاه جانبی

۲- اتمام زمان تایمر دستگاه جانبی

[1] Interrupt

۳- بروز خرابی در دستگاه جانبی

این وقفه‌ها را وقفه‌های سخت افزاری نیز می‌نامند.

☑ وقفه های داخلی[1]

این وقفه‌ها از دستورات خود برنامه ناشی می‌شوند. دستوراتی مانند تقسیم برصفر و یا دستوراتی که کد آنها معتبر نیست باعث بروز این وقفه‌ها می‌شوند. با اجرای دوباره برنامه این وقفه‌ها مجددا تکرار می‌شوند.

☑ وقفه های نرم افزاری

این وقفه‌ها دستوراتی از برنامه هستند که مانند فراخوانی یک برنامه فرعی لیستی از دستورات را اجرا می‌کنند. این وقفه‌ها غالبا زمانی رخ می‌دهند که برنامه کاربر نیاز به استفاده از حالت ناظر و امکانات آن داشته باشد.

حافظه نهان (پنهان)

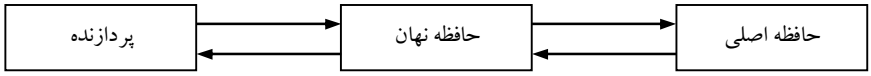
در یک سیستم کامپیوتری برای افزایش کارایی از حافظه‌های چندسطحی استفاده می‌کنند به گونه ای که سطوح نزدیک تر به پردازنده، دارای ظرفیت کمتر اما در عوض سرعت بیشتری هستند. یکی از این موارد استفاده از حافظه نهان است بدین صورت که هرگاه دستورالعمل یا داده ای در حافظه اصلی مورد استفاده قرار گیرد یک کپی از آن در حافظه نهان ایجاد می‌شود، دلیل آن این است که بر اساس اصل محلی گرایی گفته می‌شود هرگاه داده‌هایی مورد استفاده قرار گیرند به زودی در آینده نیز لازم خواهند بود، قرار دادن این داده‌ها و دستورالعمل‌ها در حافظه پنهان موجب افزایش سرعت دستیابی می‌شود، بنابراین زمانیکه داده یا دستورالعملی نیاز باشد ابتدا به حافظه پنهان مراجعه می‌شود و در صورت وجود آن استفاده می‌شود، در غیر این صورت به حافظه اصلی مراجعه شده و داده یا دستورالعمل مورد نظر مورد استفاده قرار می‌گیرد.

از آن جایی که ظرفیت حافظه نهان به نسبت حافظه اصلی بسیار کمتر است بنابراین نخواهیم توانست همه داده-هایی را که در حافظه اصلی هستند به حافظه نهان ببریم پس ممکن است گاهی به داده‌هایی نیاز داشته باشیم که در حافظه نهان نیستند. اگر چنانچه حافظه نهان پر شده باشد و نیاز به خالی کردن بخشی از آن و جایگزینی آن با داده مورد نظر داشته باشیم از الگوریتم‌های جایگزینی حافظه استفاده می‌شود که دقیقا همان الگوریتم‌های جایگزینی صفحه در حافظه اصلی می‌باشد.

اگر در مراجعه به حافظه نهان داده مورد نظر در آنجا وجود داشته باشد گوییم اصابت یا برخورد[2] رخ می‌دهد که نرخ آن را با Hit ratio نشان می‌دهند. با در نظر گرفتن این مقدار چنانچه متوسط زمان دستیابی به حافظه نهان را

[1] Trap
[2] Hit

T_C و متوسط زمان دستیابی به حافظه اصلی را T_M در نظر بگیریم آنگاه متوسط زمان دستیابی پردازنده به یک دستورالعمل یعنی T_S از رابطه زیر به دست خواهد آمد:



شکل ۱-۴

$$T_S = hit\ ratio\ \times T_C + (1 - hit\ ratio)(T_C + T_M)$$

$$T_S = T_C + (1 - hit\ ratio)T_M$$

در رابطه با حافظه نهان چنانچه با مراجعه به آن، داده مورد نظر در آن جا نباشد عدم اصابت[1] رخ می‌دهد که به نرخ آن Miss ratio گفته می‌شود. بدیهی است که:

$$hit\ ratio = 1 - miss\ ratio$$

[1] Miss

سوالات تستی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- مثالهای زیر به ترتیب جز کدام دسته از وقفه ها قرار دارند؟

-تقسیم بر صفر -خطای توازن حافظه -مراجعه به آدرسی خارج از فضای مجاز کاربر

الف) ورودی خروجی، نقص سخت افزار، برنامه ب) برنامه، ورودی خروجی، نقص سخت افزار

ج) ورودی خروجی، برنامه، نقص سخت افزار د) برنامه، نقص سخت افزار، برنامه

۲- کدام گزینه صحیح است؟

الف) ورودی/خروجی مبتنی بر وقفه،نیازمند دخالت فعال پردازنده برای انتقال داده ها بین حافظه و مولفه ورودی/خروجی است.

ب) ورودی/خروجی برنامه سازی شده از ورودی/خروجی مبتنی بر وقفه کارآمدتر است.

ج) حافظه پنهان توسط سیتم عامل قابل رویت است،اما توسط برنامه نویس قابل رویت نیست.

د) نرخ انتقال ورودی/خروجی در DMA محدود به سرعتی است که پردازنده(CPU) میتواند یک دستگاه را بررسی کرده و خدمت دهد.

۳- پردازنده ای را در نظر بگیرید که به دو سطح از حافظه دسترسی دارد سطح یک شامل ۱۰۰۰ کلمه و زمان دستیابی ۰/۱μs و سطح دو شامل ۱۰۰۰۰۰ کلمه و زمان دسترسی 1μs است. فرض کنید پردازنده به حافظه سطح ۱ دسترسی مستقیم دارد ولی برای دسترسی به هر کلمه از حافظه سطح ۲، ابتدا آن کلمه باید به حافظه سطح ۱ انتقال یابد همچنین از مدت زمانی که پردازنده برای تعیین سطح یک کلمه از حافظه نیاز دارد، صرف نظر می-کنیم. اگر ۸۵٪ از دسترسی ها به حافظه در سطح یک یافت شود در این صورت متوسط زمان دسترسی به یک کلمه چند است؟

الف) 1.45 μs ب) 1.05 μs ج) 0.25 μs د) 0.15 μs

۴- هدف اصلی سیستم های چند برنامه ای دسته ای وسیستمهای اشتراک زمانی به ترتیب کدام است؟

الف) حداقل زمان پاسخ – حداکثر استفاده از پردازنده

ب) حداقل زمان پاسخ – تمایل به کارهای اشتراکی

ج) حداکثر استفاده از پردازنده – حداقل زمان پاسخ

د. حداکثر استفاده از پردازنده – کاهش سخت افزار های لازم

۵- کدام گروه از پارامترهای زیرفاز امتیازات معماری چندپردازشی متقارن نسبت به معماری تک پردازنده ای می‌باشد؟

الف) کارآیی، دسترسی پذیری، توزیع پذیری، استقلال حافظه ای
ب) کارآیی، دسترسی پذیری، رشد، مقیاس پذیری
ج) کارآیی، استقلال حافظه ای، مقیاس پذیری، توزیع پذیری
د) استقلال حافظه ای، مقیاس پذیری، رشد، توزیع پذیری

۶- کدام یک از عبارات زیر، درمورد سیستم عامل W2K (ویندوز ۲۰۰۰ مایکروسافت) صحیح می‌باشد؟

الف) W2K یک سیستم تک کاربره است.
ب) W2K نرم افزار کاربردی و نرم افزار سیستم عامل باهم پیوسته هستند.
ج) W2K دارای یک ریز هسته محض است.
د) W2K تنها روی ماشینهای Intel اجرا می گردد.

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- محتوای ثبات دستوالعمل (IR) چیست؟

الف) اطلاعات وضعیت
ب) علاوه بر بیت وضعیت،شامل بیت حالت کاربر/ سرپرست نیز می‌باشد
ج) آدرس دستوالعملی که باید واکشی شود
د) آدرس آخرین دستوالعمل واکشی شده

۲- حداقل اطلاعات مورد نیاز برای از سرگیری برنامه جاری(از نقطه بروز وقفه)که باید ذخیره گردد کدام است؟

الف) PSW ,IR ب) PC ,IR ج) PC ,PSW د). PSW

۳- کدام گزینه صحیح است؟

الف) DMA به کنترل گذرگاه نیاز ندارد.
ب) روشهای DMA و برنامه سازی شده نیاز به دخالت فعال پردازنده ندارد.
ج) ورودی خروجی برنامه سازه شده کارآمدتر از روش مبتنی بر وقفه است.
د) ورودی خروجی مبتنی بر وقفه به دخالت فعال پردازنده نیاز دارد.

۴- کدام گزینه از محورهای اصلی در ایجاد و توسعه سیستم کامپیوتری نمی باشد؟

الف) چند برنامگی ب) سیستم های دسته ای

ج) اشتراک زمانی د) سیستم های تراکنش بلادرنگ

۵- کدام موارد زیر از مسئولیت های سیستم عامل در مدیریت حافظه می‌باشد؟

۱- حافظه دراز مدت

۲- جداسازی فرآیندها

۳- حافظه کوتاه مدت

۴- حفاظت و کنترل دسترسی

الف) ۱ ب) ۱و۲و۳ ج) ۱و۲و۳و۴ د) ۱و۲و۴

سوالات تشریحی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- مراحل پردازش وقفه ها را در قالب یک فلوچارت رسم کنید.(۱ نمره)

پاسخنامه سوالات تستی

نیم سال اول ۸۹-۹۰	
۱	د
۲	الف
۳	ج
۴	ج
۵	ب
۶	الف
نیم سال دوم ۸۹-۹۰	
۱	د
۲	ج
۳	د
۴	ب
۵	د

فصل دوم

فرآیندها و مدیریت آنها

[1] این فصل، فصل سوم کتاب می باشد.

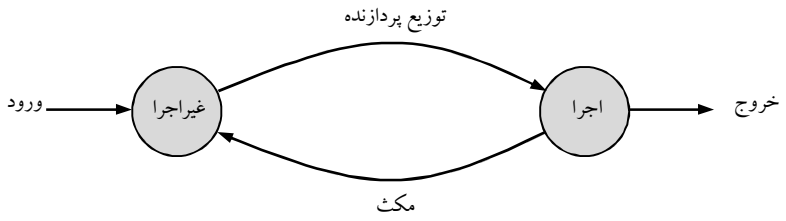
فرآیند چیست؟

فرآیند، برنامه ای خواهد بود که قصد اجرا شدن در سیستم را دارد؛ به عبارت دیگر هرگاه یک برنامه برای اجرا شدن، خودش را به سیستم‌عامل معرفی می‌کند تا مورد توجه سیستم‌عامل قرار گیرد به آن فرآیند گفته می‌شود. در اکثر منابع به فرآیند، یک نهاد فعال و به برنامه یک نهاد غیرفعال گفته می‌شود.

☑ مدل دو حالته

برای فرآیندها و حالتهای آنها مدل‌های مختلفی تعریف می‌شود. ساده ترین مدلی که برای یک فرآیند تعریف می‌شود یک مدل دوحالته شامل حالتهای اجرا و غیراجرا خواهد بود

منظور از یک فرآیند در حالت اجرا، فرآیندی است که در حافظه اصلی قرار دارد و CPU به آن تخصیص داده شده است. منظور از حالت غیراجرا، آن است که فرآیند در حالت اجرا نیست.



شکل ۲-۱

☑ ضعف مدل دوحالته

مدل دوحالته دارای دوضعف عمده است :

اولا اینکه حالت غیراجرا مشخص نمی‌کند که محل دقیق قرار گرفتن فرآیند کجاست.

ثانیا اینکه عمل مکث که باعث می‌شود فرآیند از حالت اجرا به حالت غیراجرا برده شود مشخص نمی‌کند که دلیل این انتقال چیست (دلیل این انتقال می‌تواند نیاز فرآیند به I/O و یا پایان بازه زمانی باشد.، بنابراین مدل کامل‌تر ۵ حالته که دارای حالت‌های زیر است معرفی می‌شود:

☑ حالت جدید

حالتی است که در آن یک فرآیند ایجاد می‌شود و درواقع همان زمانی است که برنامه مفهوم فرآیند به خود می‌گیرد. در این زمان، برای هر فرآیند یک شناسنامه به نام **بلوک کنترل فرآیند**[1] در نظر گرفته می‌شود.

[1] PCB: Process Control Block

☑ حالت آماده

فرآیند مورد نظر در حافظه‌ی اصلی است و آماده‌ی اجرا شدن است و تنها به CPU نیاز دارد.

☑ حالت مسدود (توقف یا بلوکه)

در این حالت فرآیند تا بروز حادثه‌ای نمی‌تواند اجرا شود یا به عبارت دیگر مسدود شده است. این حادثه می‌تواند اتمام یک عمل ورودی/خروجی باشد. در این حالت فرآیند در حافظه‌ی اصلی قرار دارد.

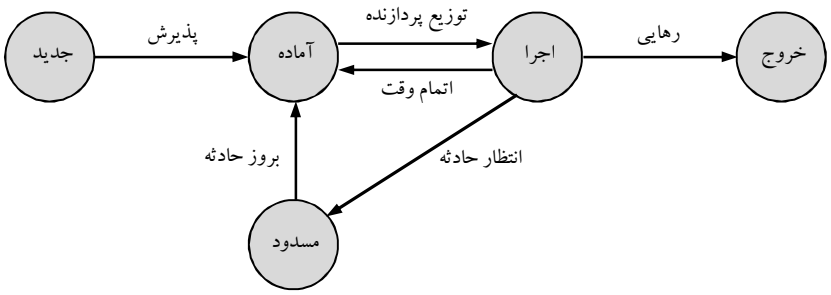
☑ حالت اجرا

این حالت دقیقا همان حالت اجرای مدل دوحالته است

☑ حالت خروج

این حالت معرف حالتی است که اجرای فرآیند به هر دلیلی پایان یافته باشد.

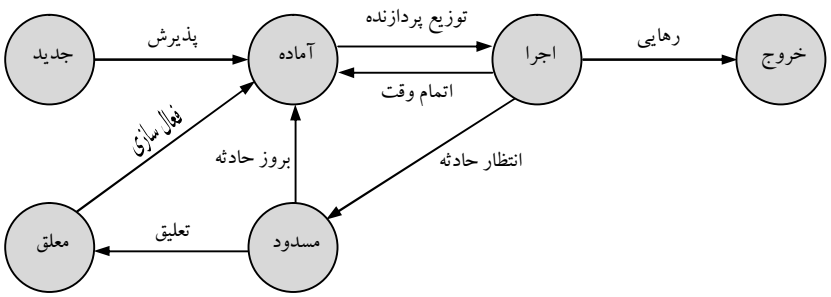
مدل ۵ حالته به صورت زیر است :



شکل ۲-۲

هرچند مدل ۵ حالته یک مدل تقریبا کامل و عمومی برای فرآیندهاست اما می‌توان به آن ایرادهایی نیز گرفت. به عنوان مثال در این مدل می‌گوییم فرآیندی که نیاز به I/O دارد به حالت مسدود برده شود، اگر در حین انتظار این فرآیند برای دریافت حادثه به دلیل کمبود جا در حافظه‌ی اصلی بخواهیم این فرآیند را از حافظه‌ی اصلی خارج کنیم، مدل پنج حالته جوابگوی این تغییر حالت نخواهد بود. از سوی دیگر گاه ممکن است به دلیل کمبود حافظه لازم باشد فرآیندی را از حافظه‌ی اصلی خارج کنیم که نیاز به هیچ حادثه‌ای ندارد (آماده‌ی اجراست). در این مورد نیز مدل پنج حالته تغییر حالت لازم را در خود ندارد.

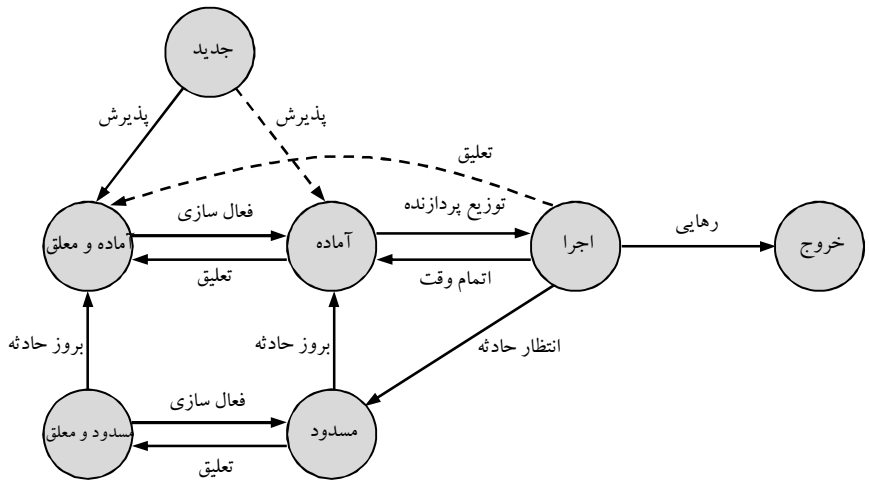
برای رفع این نیازها، دو مدل ۶ و ۷ حالته در نظر گرفته می‌شود. در مدل ۶ حالته، با در نظر گرفتن یک حالت به نام تعلیق مشکل اول را حل می‌کنند.



شکل ۲-۳

برای رفع مشکل دوم، حالت تعلیق مدل ۶ حالته را به دو حالت تقسیم می‌کنند: یکی حالت مسدود و معلق و دیگری حالت آماده و معلق.

حالت مسدود و معلق حالتی است که فرآیند در حافظه‌ی ثانویه قرار دارد و منتظر حادثه‌ای است. حالت آماده و معلق حالتی است که فرآیند حادثه‌ی مورد نظر را دریافت کرده (منتظر هیچ حادثه‌ای نیست) و در حافظه‌ی ثانویه قرار دارد و در صورت وجود جا در حافظه‌ی اصلی و قرار گرفتن در آن آماده‌ی اجرا می‌شود.



شکل ۲-۴

انتقال از حالت اجرا به آماده‌ومعلق، برای فرآیندهایی است که به دلیل اجرای یک فرآیند با اولویت بالاتری که در حافظه نیست هم CPU را آزاد می‌کند و هم فضای خالی در حافظه ایجاد می‌کند.

در مورد فرآیندها، از دو اصطلاح تغییر حالت فرآیند و تعویض فرآیند صحبت می‌شود. منظور از تغییر حالت یک فرآیند، انتقال آن از یک حالت به حالت دیگر در هریک از مدل‌های ۵، ۶ یا ۷ حالته است. لزوما هرتغییر حالتی در فرآیندها موجب تغییر مکان فیزیکی آن نخواهد شد.

منظور از تعویض فرآیند، گرفتن CPU از آن فرآیند و تخصیص به فرآیند دیگر است که به آن تعویض متن[1] گفته می‌شود. تعویض فرآیند غالبا به هنگام بروز وقفه یا اتمام بازه زمانی و یا نیاز یک فرآیند به I/O رخ می-دهد.

[1] Context Switch

سوالات تستی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- اگر فرآیندی چیزی را درخواست کند که بخاطرش باید منتظر بماند در حالت.....گذاشته می‌شود.

الف) مسدود ب) آماده ج) معلق د) خروج

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- کدام حالات فرآیند،امکان رفتن به حالت مسدود وجود دارد؟

۱.آماده

۲.اجرا

۳.جدید

۴.معلق

الف) ۱و۲ ب) ۱ ج) ۱و۲و۴ د) ۲و۴

۲- کدامیک از موارد زیر در بلوک کنترل فرآیند ذخیره نمی‌شود؟

الف) برنامه کاربر ب) مالکیت و استفاده از منابع

ج) اطلاعات زمانبندی د) مدیریت حافظه

۳- کدام موارد از گزینه های زیر جزء دلایل پایان یک فرآیند نیست؟

الف) دستوالعمل نامعتبر ب) ورود فرآیند با اولویت بالاتر

ج) پایان یافتن پدر د) استفاده نامناسب از داده

سوالات تشریحی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- مدل ۵حالته برای فرآیندها را رسم کنید. (۰/۷۵ نمره)

پاسخنامه سوالات تستی

نیم سال اول ۸۹-۹۰	
۱	الف
نیم سال دوم ۸۹-۹۰	
۱	ب
۲	الف
۳	ب

فصل سوم

[1] این فصل، فصل نهم کتاب می باشد.

زمان بندی تک پردازنده ای

به طور کلی در هر سیستم تک پردازنده، چهار دسته زمان بندی تعریف می‌شود:

☑ زمان بندی کوتاه مدت (توزیع کننده)

در حین اجرای فرآیندها به چند دلیل ممکن است بخواهیم اجرای یک فرآیند را متوقف نموده و فرآیند جدیدی را اجرا کنیم. انتخاب یک فرآیند از میان فرآیندهای درون صف آماده، جهت تخصیص CPU به آن توسط توابع زمان بندی کوتاه مدت صورت می گیرد.

☑ زمان بندی میان مدت(بخشی از عملیات مبادله)

این زمان بندی در مورد افزودن فرآیندها به فرآیندهای در حالت آماده تصمیم گیری می کند.

☑ زمان بندی بلند مدت(کنترل کننده‌ی درجه چند برنامگی)

این زمان بندی درباره پذیرش فرآیندها و زمان ورود آنها به حالت ایجاد (پذیرش) تصمیم گیری می کند.

☑ زمان بندی ورودی-خروجی

این نوع زمان بندی در مورد ترتیب پاسخ دهی به ورودی-خروجی‌ها مخصوصا ترتیب پاسخ دهی به درخواست‌های مختلف از دیسک تصمیم گیری می کند.

☑ زمان بندی کوتاه مدت

وظیفه زمان بندی کوتاه مدت انتخاب یک فرآیند از میان فرآیندهای آماده و تخصیص CPU به آن است. به این منظور از الگوریتم‌هایی تحت عنوان الگوریتم‌های زمان بندی کوتاه مدت استفاده می‌شود. برای مقایسه کارایی این الگویتم‌ها یک سری پارامتر تعریف می‌شود که عبارتند از :

☑ بهره وری CPU[1]

به میزان استفاده مفید از زمان CPU نسبت به کل زمان کار آن بهره وری CPU گویند که این مقدار به صورت درصد مطرح می‌شود.

☑ برونداد[2](توان عملیاتی)

به تعداد فرآیند اجرا شده در واحد زمان، برونداد می گویند. فرآیندهای کوتاه مدت باعث بالا رفتن برونداد، و فرآیندهای بلند مدت یا طولانی باعث کاهش برونداد می‌شوند.

---
[1] CPU Utilization
[2] Throughput

۱- زمان کل : (زمان برگشت – زمان گردش کار)[1]

فاصله بین زمان ورود یک فرآیند به حالت آماده تا خروج نهایی آن فرآیند را زمان گردش کار یا زمان کل می‌نامند.

۲- زمان انتظار[2]

به مدت زمانی که یک فرآیند در حالت آماده برای در اختیار گرفتنcpu انتظار می‌کشد زمان انتظار می‌گویند. ممکن است در بعضی از روشها یک فرآیند چندین مرتبه انتظار بکشد که مجموع همه ی این زمانهای انتظار زمان انتظار آن فرآیند خواهد بود.

۳- زمان پاسخ[3]

به مدت زمان بین ورود یک فرایند به حالت آماده تا دریافت اولین پاسخ آن زمان پاسخ می‌گویند.

درمورد زمان دریافت اولین پاسخ، نظرات مختلفی وجود دارد. در بعضی از منابع، شروع دریافت اولین بار CPU را زمان پاسخ در نظر می‌گیرند و در بعضی از منابع، پایان اولین دریافت CPU را زمان دریافت پاسخ می‌دانند.

در مورد پارامترهای زمانی، این پارامترها به صورت متوسط محاسبه می‌شوند. یعنی به طور مثال متوسط زمان انتظار چند فرآیند، از تقسیم مجموع زمانهای انتظار، بر تعداد فرآیندهای اجرا شده بدست می‌آید. نکته دیگر اینکه در مورد دو پارامتر اول هرچه مقدار آنها بیشتر باشد الگوریتم کاراتر خواهد بود و در مورد سه پارامتر زمانی، هرچه مقدار آنها کمتر باشد کارایی بیشتر خواهد بود. الگوریتم‌های زمانبندی کوتاه مدت به دو دسته تقسیم می‌شوند :

الگوریتم‌های انحصاری – انقطاع ناپذیر و یا بدون قبضه کردن[4]

این دسته الگوریتم‌هایی هستند که در حین اجرای یک فرایند سیستم‌عامل نمی‌تواند CPU را از فرآیند پس بگیرد مگر آنکه فرآیند به I/O نیاز داشته باشد، بنابراین می‌توان گفت در این دسته یک فرآیند اگر به I/O نیاز نداشته باشد به طور پیوسته انجام می‌گیرد.

الگوریتم‌های غیر انحصاری – انقطاع پذیر و یا با قبضه کردن[5]

این دسته الگوریتم‌هایی هستند که درآن‌ها سیستم‌عامل اجازه دارد در حین اجرای یک فرآیند CPU را از آن پس گرفته (قبضه کردن) و به فرآیند دیگر تخصیص دهد پس گرفتن CPU از یک فرآیند و تخصیص آن به

[1] Turn Around Time
[2] Waiting Time
[3] Response Time
[4] Non Preemption
[5] Preemption

فرآیند دیگر تعویض متن نامیده می‌شود. به دلیل همین زمان‌های تعویض متن غالبا بهره وری CPU کمتر از ۱۰۰٪ می‌شود.

الگوریتم های زمان بندی کوتاه مدت

☑ الگورتیم خدمت به ترتیب ورود[1]

این الگوریتم یک الگوریتم انحصاری است که در آن هر فرآیندی که زودتر وارد حالت آماده شود زودتر اجرا خواهد شد.

از مزایای این الگوریتم می توان به سادگی پیاده سازی آن اشاره کرد. اما از معایب آن زیاد بودن میانگین زمان پاسخ و نیز غیر قابل استفاده بودن در سیستم های اشتراک زمانی نام برد.

مثال ۳ – ۱ سیستمی شامل ۴ فرآیند هر یک با زمان های ورود و اجرای زیر را در نظر بگیرید اگر در این سیستم از الگوریتم FCFS[2] برای اجرای فرآیندها استفاده شود، پس از تعیین ترتیب اجرای فرآیندها، پارامترهای بهره وری CPU، برونداد، میانگین زمان گردش کار، میانگین زمان انتظار و میانگین زمان پاسخ را مشخص کنید. (زمان ها بر حسب میلی ثانیه هستند.

فرآیند	زمان ورود	زمان اجرا
P_1	0	8
P_2	1	4
P_3	2	9
P_4	3	5

اگر در اجرای مثال، زمان تعویض متن داده نشود، آن را برابر صفر در نظر می گیریم. همچنین اگر در اجرای یک مثال، زمان ورود فرآیندها داده نشود، زمان ورود همه فرآیندها را برابر صفر در نظر می گیریم و ترتیب ورود آنها را به همان ترتیبی که در جدول ذکر شده در نظر می گیریم.

$$\boldsymbol{CPU} \text{ بهره‌وری} = \frac{\text{زمان مفید}}{\text{زمان کل کار}} = \frac{26}{26} \times 100\% = 100\%$$

$$\text{متوسط زمان گردش کار} = \frac{(8-0)+(12-1)+(21-2)+(26-3)}{4} = \frac{61}{4} = 15.25$$

$$\text{متوسط زمان انتظار} = \frac{(0-0)+(8-1)+(12-2)+(21-3)}{4} = \frac{35}{4} = 8.75$$

[1] FIFO : First In First Out
[2] First Come First Service

$$\text{متوسط زمان پاسخ} = \frac{(0-0)+(8-1)+(12-2)+(21-3)}{4} = \frac{35}{4} = 8.75$$

$$\text{متوسط زمان پاسخ} = \frac{(8-0)+(12-1)+(21-2)+(26-3)}{4} = \frac{61}{4} = 15.25$$

☑ الگوریتم نوبت گردشی[1]

در این الگوریتم که نسخه غیرانحصاری FIFO است یک بازه زمانی[2] (برش زمانی، کوانتوم زمانی) در نظر گرفته می شود و فرآیندها به ترتیب ورود و به اندازه بازه زمانی، CPU را در اختیار می گیرند. اگر فرآیندی در بین بازه زمانی خاتمه یابد از سیستم خارج می شود و CPU را برای اجرای فرآیندهای دیگر آزاد می کند. اما اگر با پایان بازه زمانی اجرای یک فرآیند تمام نشود آن فرآیند CPU را آزاد کرده و در انتهای صف آماده قرار می گیرد تا در لحظات بعد دوباره CPU به آن داده شود.

الگوریتم نوبت گردشی، برای کم کردن زمان پاسخ ارائه شده است.

در این روش، چنانچه یک فرآیند در انتهای بازه زمانی CPU را آزاد کرده و بخواهد در انتهای صف قرار گیرد و درست در همین لحظه فرآیند جدیدی بخواهد وارد حالت آماده شود برای کمتر شدن میانگین زمان پاسخ فرآیند جدید را در صف، جلوتر قرار می دهیم.

از مزایای این روش می توان به انقطاع پذیری آن و نیز زمان پاسخ نسبتا مناسب آن اشاره کرد.

این روش جزء منصفانه ترین روش هاست.

از مشکلات این روش تنظیم برش زمانی است، چرا که اگر برش زمانی بسیار کوچک باشد تعداد تعویض متن ها زیاده شده در نتیجه کارایی کاهش می یابد و اگر برش زمانی بسیار بزرگ باشد این روش شبیه FIFO عمل می کند.

مثال ۳ – ۲ با در نظر گرفتن سیستم مثال ۳ – ۱ و با استفاده از الگوریتم نوبت گردشی (RR) با دو برش زمانی:

الف) ۱ میلی ثانیه

ب) ۲ میلی ثانیه

ترتیب اجرای فرآیندها را مشخص نموده و متوسط زمانهای گردش کار، انتظار و پاسخ را محاسبه نمایید.

[1] RR : Round Robin
[2] Time Slice

فرآیند	زمان ورود	زمان اجرا
P_1	0	8
P_2	1	4
P_3	2	9
P_4	3	5

الف)

$$\text{متوسط زمان گردش کار} = \frac{(23-0)+(13-1)+(26-2)+(20-3)}{4} = \frac{76}{4} = 19\,ms$$

$$\text{متوسط زمان انتظار} = \frac{(0+1+3+3+3+2+2+1)+(0+2+3+3)}{4} + \frac{(1+3+3+3+2+2+1)+(2+3+3+2+2)}{4} = \frac{50}{4} = 12.5$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ}^{1} = \frac{(0-0)+(1-1)+(3-2)+(5-3)}{4} = \frac{3}{4} = 0.75$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ}^{2} = \frac{(1-0)+(2-1)+(4-2)+(6-3)}{4} = \frac{7}{4} = 1.75$$

ب)

$$\text{متوسط زمان گردش کار} = \frac{(22-0)+(12-1)+(26-2)+(23-3)}{4} = \frac{77}{4} = 19.25\,ms$$

$$\text{متوسط زمان انتظار} = \frac{(0+4+6+4)+(1+6)+(2+6+4+3)+(5+6+4)}{4} = \frac{51}{4} = 12.75$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(0-0)+(2-1)+(4-2)+(8-3)}{4} = \frac{8}{4} = 2$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(2-0)+(4-1)+(6-2)+(10-3)}{4} = \frac{16}{4} = 4$$

[1] زمانی که ابتدای اولین بازه، زمان دریافت پاسخ می باشد. در ادامه، تمامی مثال ها دارای دو زمان انتظار است که اولین زمان، همین زمان می باشد.

[2] زمانی که انتهای اولین بازه، زمان دریافت پاسخ می باشد. . در ادامه، تمامی مثال ها دارای دو زمان انتظار است که دومین زمان، همین زمان می باشد.

☑ الگوریتم کوتاهترین فرآیند[1]

در این روش، هر فرآیندی که زمان اجرای کمتری داشته باشد اولویت بالاتری برای اجرا خواهد داشت. این روش به صورت انحصاری انجام می گیرد. در این روش برای انتخاب یک فرآیند باید با توجه به زمان اجراها در مورد فرآیندهایی که در صف آماده هست تصمیم بگیریم. از مزایای این روش می توان به کم بودن میانگین زمان انتظار آن و از معایبش می توان به غیرقابل استفاده بودن در سیستم های اشتراک زمانی و نیز غیرقابل اجرا بودن در هنگامی که زمان اجرای فرآیندها را به طور کامل محاسبه نکرده باشیم، اشاره کرد.

گرسنگی[2]: در بعضی از الگوریتم ها که براساس اولویت کار می کنند چنانچه به دلیل ورود مداوم فرآیندهای با اولویت بالا، یک فرآیند با اولویت پایین به مدت زیادی به تعویق بیفتد اصطلاحا می گوییم آن فرآیند دچار گرسنگی شده است.

روش SPN دارای مشکل گرسنگی خواهد بود، زیرا اگر یک فرآیند با زمان اجرای طولانی در سیستم باشد و مدام فرآیندهای کوتاهتر وارد شوند فرآیند طولانی دچار گرسنگی می شود.

مثال ۳ – ۳ با در نظر گرفتن سیستم مثال ۳ – ۱ و با استفاده از الگوریتم SPN

فرآیند	زمان ورود	زمان اجرا
P_1	0	8
P_2	1	4
P_3	2	9
P_4	3	5

$$\text{متوسط زمان گردش کار} = \frac{(8-0)+(12-1)+(26-2)+(17-3)}{4} = \frac{57}{4} = 14.25\ ms$$

$$\text{متوسط زمان انتظار} = \frac{(0-0)+(8-1)+(17-2)+(12-3)}{4} = \frac{31}{4} = 7.75\ ms$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(0-0)+(8-1)+(17-2)+(12-3)}{4} = \frac{31}{4} = 7.75\ ms$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(8-0)+(12-1)+(26-2)+(17-3)}{4} = 14.25\ ms$$

[1] SPN : Shortest Process Next
[2] Starvation

☑ الگوریتم کوتاهترین زمان باقیمانده[1]

این الگوریتم نسخه غیرانحصاری الگوریتم SPN است، یعنی در این روش نیز هر فرآیندی زمان اجرای کوتاهتری داشته باشد اولویت بالاتری برای اجرا دارد. فرآیندها در این روش به صورت غیر انحصاری انجام می شوند. بدین معنی که چنانچه در حین اجرای یک فرآیند، فرآیند جدیدی وارد سیستم شود زمان اجرای فرآیند تازه وارد با زمان باقیمانده از فرآیند در حال اجرا مقایسه می شود و هرکدام زمان کمتری داشت اجرا می شود. اگر زمان اجرای فرآیند تازه وارد با زمان باقیمانده فرآیند در حال اجرا برابر باشند فرآیند در حال اجرا ادامه می یابد، زیرا این کار باعث کم شدن تعداد تعویض متن ها و در نتیجه افزایش کارایی می شود.

از مزایای این روش می توان به کمترین میانگین زمان انتظار که توسط آن به دست می آید اشاره کرد و از معایبش می توان به نیاز به دانستن زمان اجرای فرآیندها قبل از اجرای آنها و هم چنین گرسنگی اشاره کرد.

مثال ۳ – ۴ با در نظر گرفتن سیستم مثال ۳ – ۱ و با استفاده از الگوریتم SRT

فرآیند	زمان ورود	زمان اجرا
P_1	0	8
P_2	1	4
P_3	2	9
P_4	3	5

$$\text{متوسط زمان گردش کار} = \frac{(17-0)+(5-1)+(26-2)+(10-3)}{4} = \frac{52}{4} = 13\ ms$$

$$\text{متوسط زمان انتظار} = \frac{(0-9)+0+15+2}{4} = \frac{26}{4} = 6.5$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(0-0)+(1-1)+(17-2)+(5-3)}{4} = \frac{17}{4} = 4.25$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(1-0)+(5-1)+(26-2)+(10-3)}{4} = 9$$

☑ الگوریتم بالاترین نسبت پاسخ[2]

یکی از روش های اجرای فرآیندها روشی است که به طریقی به هر فرآیند یک عدد اولویت نسبت داده می شود که این روش به روش اولویت معروف است. روش اولویت می تواند هم به صورت انحصاری و هم به صورت

[1] SRT : Shortest Remaining Time
[2] HRRN : Highest Response Ratio Next

غیرانحصاری باشد. یکی از روشهای اولویت معروف الگوریتم HRRN است. در این روش عدد اولویت فرآیندها از رابطه نسبت پاسخ که به صورت زیر تعریف می شود به دست می آید:

$$\text{نسبت پاسخ} = \frac{\text{زمان اجرا} + \text{زمان انتظار}}{\text{زمان اجرا}}$$

الگوریتم HRRN یک روش انحصاری است که در آن اولویت بالاتر با فرآیندی است که نسبت پاسخ بیشتری دارد.

مثال ۳ – ۵ با در نظر گرفتن سیستم مثال ۳ – ۱ و با استفاده از الگوریتم HRRN

فرآیند	زمان ورود	زمان اجرا
P_1	0	8
P_2	1	4
P_3	2	9
P_4	3	5

$$\begin{cases} P_1 \text{ نسبت پاسخ} = \dfrac{7+4}{4} = 2.75 \\ P_2 \text{ نسبت پاسخ} = \dfrac{6+9}{9} = 1.6 \\ P_3 \text{ نسبت پاسخ} = \dfrac{5+5}{5} = 2 \end{cases}$$

$$\begin{cases} P_2 \text{ نسبت پاسخ} = \dfrac{10+9}{9} = 2.1 \\ P_3 \text{ نسبت پاسخ} = \dfrac{9+5}{5} = 2.8 \end{cases}$$

$$\text{متوسط زمان گردش کار} = \frac{(8-0)+(12-1)+(26-2)+(17-3)}{4} = \frac{57}{4} = 14.25\ ms$$

$$\text{متوسط زمان انتظار} = \frac{(0-0)+(8-1)+(17-2)+(12-3)}{4} = \frac{31}{4} = 7.75\ ms$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(0-0)+(8-1)+(17-2)+(12-3)}{4} = \frac{31}{4} = 7.75\ ms$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(8-0)+(12-1)+(26-2)+(17-3)}{4} = 14.25\ ms$$

☑ الگوریتم بازخورد[1]

در این روش می توان به جای در نظر گرفتن یک صف زمان بندی، چند صف در سطوح مختلف در نظر گرفت که هر صف دارای اولویت خاصی است. معمولا صف ها با شروع از صفر شماره گذاری می شوند و به طور پیش فرض صف های سطوح بالاتر (صف صفر) اولویت بیشتری دارند و هرچه به سمت سطوح پایین تر حرکت می کنیم از اولویت صف ها کاسته می شود. بنابراین اگر دو فرآیند در دو صف داشته باشیم انتخاب آنها بر اساس اولویت صفشان خواهد بود. در این روش تعداد صف ها می تواند محدود یا نامحدود باشد. هر فرآیند هرگاه در یک صف قرار گرفت، بر اساس الگوریتم آن صف اجرا می شود و چنانچه هنوز تمام نشده باشد به انتهای صف بعدی می رود. اگر تعداد صف ها محدود باشد و الگوریتم صف آخر غیرانحصاری باشد صف آخر به صورت بازگشتی استفاده می شود، یعنی اگر فرآیندی از آن انتخاب شود و در یک نوبت اجرایش تمام نشود دوباره در انتهای همان صف قرار می گیرد. معمول ترین الگوریتمی که برای صف ها استفاده می شود الگوریتم نوبت گردشی (RR) است و معمولا در این حالت صف های پایین تر (با شماره اعداد بیشتر) برش زمانی بیشتری نسبت به صف های بالاتر دارند. برش زمانی صف ها نیز یا به صورت دقیق داده می شود و یا از طریق رابطه ای با توجه به شماره صف ها مشخص می شود (مانند $2^{\text{شماره صف}}$).

مثال ۳ – ۶ با در نظر گرفتن فرآیندهای موجود در سیستم مثال قبل و با یک الگوریتم بازخورد که دارای سه صف بدین صورت که صف اول الگوریتم RR با برش زمانی ۱ میلی ثانیه، صف دوم الگوریتم RR با برش زمانی ۲ میلی ثانیه و صف سوم الگوریتم FIFO باشد، ترتیب اجرای فرآیندها را مشخص و متوسط زمان های گردش کار، انتظار و پاسخ را محاسبه کنید.

$t_s = 1\ ms$	P_3	P_2	P_1	P_0	صف ۰
$t_s = 2\ ms$	P_3	P_2	P_1	P_0	صف ۱
$FIFO$	P_3	P_2	P_1	P_0	صف ۲

$$\text{متوسط زمان گردش کار} = \frac{(17-0)+(18-1)+(24-2)+(26-3)}{4} = \frac{79}{4} = 19.75\ ms$$

$$\text{متوسط زمان انتظار} = \frac{(0+3+6)+(0+4+9)+(0+5+7)+(0+6+12)}{4} = \frac{53}{4} = 13.25$$

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(0-0)+(1-1)+(2-2)+(3-3)}{4} = \frac{0}{4} = 0$$

[1] FB : Feed Back

$$\text{میانگین زمان پاسخ} = \frac{(1-0)+(2-1)+(3-2)+(4-3)}{4} = \frac{4}{4} = 1\ ms$$

سوالات تستی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- هر کدام از جملات زیر مربوط به کدام نوع زمانبندی است،گزینه صحیح تر را انتخاب کنید.

- به توزیع کننده نیز مشهور است.

- بخشی از عملیات مبادله است.

- درجه چند برنامگی را مدیریت می کند.

الف) کوتاه مدت،میان مدت،بلند مدت　　ب) کوتاه مدت،میان مدت،ورودی خروجی

ج) کوتاه مدت،بلند مدت،میان مدت　　د) کوتاه مدت،بلند مدت،ورودی خروجی

۲- در کدام یک از الگوریتمهای زمان بندی امکان گرسنگی وجود ندارد؟

الف) SPN　　ب) SRT　　ج) HRRN　　د) FB

۳- کدام گزینه صحیح است؟

الف) سیاست FCFS به نفع فرآیندهای در تنگنای ورودی خروجی در مقابل فرآیندهای در تنگنای پردازنده است.

ب) نوبت گردشی مجازی(VRR)به منظور بها دادن بیشتر به فرآیندهای در تنگنای ورودی خروجی پیشنهاد گردید.

ج) در الگوریتم RR بهتر این است که برهه زمانی کمتر از زمان لازم برای یک محاوره متداول باشد.

د) FCFS به نفع فرآیندهای کوتاه است تا فرآیندهای طولانی.

۴- پنج فرآیند A, B, C, D, E با مشخصات زیر را در نظر بگیرید. اگر از سیاست RR با برهه زمانی ۱ استفاده شود میانگین زمان کل برابر خواهد بود با:

فرآیند	A	B	C	D	E
زمان ورود	۰	۲	۴	۶	۸
زمان خدمت	۳	۶	۴	۵	۲

الف) ۱۰.۸　　ب) ۱۰.۴　　ج) ۱۰　　د) ۱۰.۶

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- درکدامیک از روش های زمانبندی زیر،امکان گرسنگی برای فرآیندها وجود ندارد؟

الف) SRT ب) HRRN ج) SPN د) FB

۲- کدام الگوریتم زمانبندی برای کارهای طولانی مناسب تر است؟

الف) بالاترین نسبت پاسخ (HRRN) ب) کوتاهترین زمان باقیمانده (SRT)

ج) بازخورد(FB) د) کوتاهترین فرآیند(SPN)

سوالات تشریحی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- مجموعه فرآیندهای زیر را در نظر بگیرید. الگوریتم های زمانبندی FCFS و SRT را روی آنها اجرا کنید و میانگین زمان انتظار را برای هرکدام محاسبه نمایید. (۱/۵ نمره)

فرآیند	ورود	پردازش
A	0	3
B	1	5
C	3	2
D	9	5
E	12	5

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- اطلاعات پنج فرآیند با واحد زمانی ثانیه درجدول زیر آورده شده است.نمودار زمانبندی با روشهای SRT وRR با برهه زمانی برابر با ۲ واحد زمانی را ترسیم نموده و کل زمانی که فرآیند در سیستم میگذراند،محاسبه نمایید(۱/۲۵ نمره)

نام برنامه	A	B	C	D	E
زمان ورود	0	2	3	5	6
زمان اجرا	3	5	2	3	3

پاسخنامه سوالات تستی

نیم سال اول ۸۹-۹۰	
۱	الف
۲	ج
۳	ب
۴	الف
نیم سال دوم ۸۹-۹۰	
۱	ب
۲	الف

فصل چهارم[1]

انحصار متقابل و همگام سازی

[1] این فصل، فصل پنجم کتاب می باشد.

در یک سیستم تک پردازنده، چندبرنامگی که به معنای اجرای در بین هم چندین برنامه است ممکن است به فرآیندها صدمه بزند، یعنی تعویض متوالی فرآیندهای در حال اجرا ممکن است شرایطی را پیش آورد که هریک از فرآیندها به خروجی واقعی خود نرسند. در یک سیستم چندبرنامگی که چند فرآیند لابه لای هم اجرا می‌شوند ممکن است هر ترتیبی برای اجرای خطوط این فرآیندها پیش آید. به طور مثال فرض کنید دو فرآیند زیر در یک سیستم وجود داشته باشند:

P_0		A=10	P_1	
---			---	
---			---	
---			---	
1	READ A		3	READ A
2	A=A+6		4	A=A*5
---			---	
---			---	
---			---	

در هر دو فرآیند فوق، از یک متغیر مشترک A استفاده شده است. اگر مقدار اولیه این متغیر ۱۰ باشد، فرآیند P_0 انتظار دارد، مقدار متغیر در بخش باقیمانده، ۱۶ باشد و فرآیند P_1 انتظار دارد که A را ۵۰ ببیند. ممکن است شرایطی در اجرای لابه لای هم دستورات این دو فرآیند پیش آید که یکی از دو فرآیند یا هردوی آنها مقدار این متغیر را به اندازه ای که انتظارش را نمی‌کشیدند در بخش باقیمانده ببینند، به طور مثال اگر فرآیند P_0 پس از اجرای دستورات ۱ و ۲، CPU را تحویل دهد (بازه زمانی تمام شود. و سپس P_1، CPU را در اختیار گرفته و تا پایان دستور شماره ۴ انجام شود آنگاه مقدار متغیر A برابر ۸۰ خواهد بود که برای ادامه هردو فرآیند نامعتبر است. مشکل به وجود آمده ناشی از متغیری است که به طور مشترک بین دو فرآیند استفاده شده و سیستم‌عامل اجازه داده که این دو فرآیند به هر ترتیبی که می‌خواهند اجرا شوند.

ناحیه بحرانی[1]

اگر چند فرآیند دارای بخشی از کد که از متغیر مشترک استفاده می‌کنند داشته باشیم ممکن است اجرای در بین هم این کدها متغیر مشترک را دارای مقدار نامعتبر کند. به این کد مشترک اصطلاحا بخش بحرانی می‌گویند که اگر تعویض متن فرآیندها در این بخش صورت گیرد احتمال بروز مشکل وجود دارد. سیستم‌عامل باید تضمین کند هرگاه یک فرآیند در بخش بحرانی خود به سر می‌برد هیچ فرآیند دیگری حق ورود به آن ناحیه را نداشته باشد. در واقع سیستم‌عامل باید ورود به ناحیه بحرانی هر فرآیند را منحصربه فرد کند یا به اصطلاح در ورود به ناحیه بحرانی فرآیندها انحصار متقابل ایجاد کند.

فرآیند

Entry Section
C-S
Exit Section

در روش‌های نرم افزاری حل مشکل ناحیه بحرانی معمولا ناحیه بحرانی در

[1] CS: Critical Section

میان دو بخش به نام‌های بخش ورود و بخش خروج و به صورت زیر قرار می‌گیرد. در بخش ورود ابتدا بررسی می‌شود که فرآیند جاری اجازه ورود به ناحیه بحرانی را دارد یا خیر و اگر اجازه ورود داشته باشد ورود این فرآیند به بخش بحرانی را به فرآیندهای دیگر اعلام می‌کند. در بخش خروج هنگام خروج یک فرآیند از ناحیه بحرانی این خروج به فرآیندهای دیگر اعلام می‌شود.

کدهایی که در بخش ورود و بخش خروج نوشته می‌شوند یا به عبارت دیگر روش‌های حل مشکل ناحیه بحرانی باید دارای یک سری ویژگی‌هایی باشند که سه تا از مهم ترین آنها عبارتند از:

☑ انحصار متقابل

منظور از انحصار متقابل آن است که هیچگاه نباید دو فرآیند با هم وارد ناحیه بحرانی شوند. به عبارت دیگر اگر فرآیندی در ناحیه بحرانی باشد به فرآیند دیگر اجازه ورود داده نشود.

☑ پیشرفت یا پیشروی

این شرط بیان می‌کند که اگر فرآیندها بخواهند وارد ناحیه بحرانی شوند اولا الگوریتم به کار رفته در ورود فرآیندها به ناحیه بحرانی ترتیب خاصی را اتخاذ نکند و همچنین شرایطی را برای پیشرفت فرآیندهایی که تاکنون بخشی از آنها اجرا شده فراهم آورد.

☑ انتظار نامحدود

الگوریتم‌های ارائه شده باید به گونه ای باشند که در نهایت به فرآیندها اجازه ورود داده شود. اگر هیچ فرآیندی نتواند وارد ناحیه بحرانی شود آنگاه انتظار نامحدود یا بن بست خواهیم داشت که از معایب آن الگوریتم خواهد بود.

روش‌های حل مشکل ناحیه بحرانی

برای حل مشکل ناحیه بحرانی، روش‌های سخت افزاری و نرم افزاری متعددی وجود دارند. بعضی از روش‌های نرم افزاری تنها برای حل مشکل دو فرآیند به کار می‌روند و بعضی از آنها قادرند مشکل ناحیه بحرانی را برای هر تعداد از فرآیند نیز برطرف سازند.

راه حل های دو فرآیندی

☑ الگوریتم اول (تلاش اول)

در این روش از یک متغیر مشترک به نام turn استفاده می‌شود که هر فرآیندی که turn، برابر شماره آن باشد می‌تواند وارد ناحیه بحرانی شود. این الگوریتم برای دو فرآیند P_i و P_j به صورت زیر خواهد بود:

P_i	P_j
---	---
---	---
---	---
While (turn ≠ i);	While (turn ≠ j);
C-S	C-S
turn = j	turn = i
---	---
---	---
---	---

مقدار اولیه turn در این روش می‌تواند i یا j باشد.

این الگوریتم شرط اول یعنی انحصار متقابل را دارد؛ زیرا در این روش از یک متغیر turn استفاده شده که در هر لحظه تنها می‌تواند یک مقدار داشته باشد و فرآیندی که turn برابر شماره آن باشد اجازه ورود دارد و این متغیر تنها زمانی تغییر می‌کند که فرآیند مورد نظر از ناحیه بحرانی اش خارج شود.

در این الگوریتم شرط سوم یعنی انتظار محدود نیز برقرار است زیرا مقدار اولیه turn هرچه باشد فرآیند مربوط به آن ابتدا وارد ناحیه بحرانی می‌شود و آن فرآیند با خروج از ناحیه بحرانی متغیر turn را به نام دیگری تغییر می‌دهد تا فرآیند دوم نیز بتواند وارد شود.

این الگوریتم شرط پیشرفت را ندارد زیرا در اجرای فرآیندها ترتیب خاصی قائل می‌شود، یعنی فرآیندها مجبورند به صورت یکی در میان اجرا شوند. چنانچه در سیستمی نرخ اجرای دو فرآیند با هم متفاوت باشد این الگوریتم مفید نخواهد بود

از مشکلات دیگر این روش آن است که اگر یکی از فرآیندها با شکست مواجه شود فرآیند دیگر نخواهد توانست اجرا شود.

☑ الگوریتم دوم (تلاش دوم)

در الگوریتم اول مشکلات به وجود آمده ناشی از آن است که تنها از یک متغیر در همگام سازی استفاده شده و این متغیر اطلاعات کافی در مورد حالت هر فرآیند در مورد ناحیه بحرانی را ارائه نمی‌دهد. در الگوریتم دوم از دو متغیر برای هریک از فرآیندها استفاده می‌شود یعنی یک آرایه دو عنصری به نام فلگ برای فرآیندها تعریف می‌شود. این الگوریتم برای دو فرآیند P_i و P_j به صورت زیر است:

P_0	P_1
---	---
---	---
---	---
1: While (Flag[j]);	2: While (Flag[i]);
5: Flag[i] = true	3: Flag[j] = true
6: C-S	4: C-S
Flag[i] = false	Flag[j] = false
---	---
---	---
---	---

مقدار اولیه متغیر Flag برای هر دو فرآیند false خوهد بود.

این الگوریتم شرط انحصار متقابل را ندارد زیرا اگر به فرض فرآیند P_i شروع به اجرا کند، در دستور ۱ چون Flag[j] را false می‌بیند از حلقه عبور می‌کند. سپس اگر تعویض متن صورت گیرد و CPU به P_j داده شود این فرآیند نیز در خط ۲، Flag[i] را false دیده و از حلقه عبور می‌کند. سپس خط ۳ و خط ۴ (ناحیه بحرانی) اجرا می‌شود. اگر در این حین تعویض متن صورت گیرد و CPU به P_i داده شود از آنجایی که این فرآیند قبلا از حلقه عبور کرده اجرایش از خط ۵ ادامه می‌یابد و وارد خط ۶ می‌شود، یعنی هر دو فرآیند در ناحیه بحرانی اند.

این الگوریتم شرط پیشرفت را دارد زیرا ابتکار عمل در مورد تغییر متغیر مورد استفاده در خود فرآیندها خواهد بود و این باعث می‌شود که هر فرآیند بتواند چندین مرتبه پشت سرهم اجرا شود (فرآیندها را با هر ترتیبی می‌توانیم اجرا کنیم).

این الگوریتم شرط انتظار محدود را دارد، زیرا مقدار اولیه هر دو فلگ برابر false است و هر فرآیندی که بخواهد وارد ناحیه بحرانی شود با false دیدن فلگ فرآیند دیگر، این اجازه را خواهد داشت.

☑ الگوریتم سوم (تلاش سوم)

مشکل الگوریتم دوم این بود که ابتدا ورود به ناحیه بحرانی را بررسی می‌کرد (شرط حلقه while) و سپس ورود به این ناحیه را اعلام می‌کرد. چنانچه فرآیندی پس از این بررسی فرصت اعلام کردن را نداشته باشد باعث خواهد شد که فرآیند دوم نیز وارد ناحیه بحرانی شود. برای رفع این مشکل می‌توان در بخش ورود، ابتدا اعلام ورود کرد و سپس شرایط را بررسی نمود. این امر در الگوریتم سوم و به صورت زیر پیاده سازی شده است:

P_i	P_j
---	---
---	---
---	---
1: Flag[i] = true	2: Flag[j] = true
While (Flag[j]);	While (Flag[i]);
C-S	C-S
Flag[i] = false	Flag[j] = false
---	---
---	---
---	---

درا ین الگوریتم نیز مقدار اولیه متغیرهای Flag، false خواهد بود. این الگوریتم شرط اول یعنی انحصار متقابل را دارد، زیرا هر فرآیندی که بخواهد وارد ناحیه بحرانی شود ابتدا فلگ خود را true می‌کند. پس اگر این فرآیند، اجازه ورود گرفته باشد فلگ آن true خواهد بود. در مورد این فرآیند چه دقیقا بعد از عبور از while و چه در میان ناحیه بحرانی اگر تعویض متن صورت گیرد و CPU به فرآیند دیگر داده شود به دلیل true بودن فلگ فرآیند اول، فرآیند دوم اجازه ورود به ناحیه بحرانی را نخواهد داشت.

این الگوریتم به همان دلایلی که در الگوریتم دوم گفته شد شرط پیشرفت را دارد.

این الگوریتم شرط سوم یعنی انتظار محدود را ندارد، زیرا در صورت وقوع شرایطی برای آن، بن بست رخ می-دهد. به طور مثال اگر فرآیند P_i تا پایان دستور ۱ انجام شود Flag[i] برابر true خواهد شد. سپس اگر تعویض متن صورت گیرد و فرآیند P_j اجرا شود در پایان اجرای دستور ۲، Flag[j] نیز true می‌شود و از این به بعد نه P_j و نه P_i امکان عبور از حلقه while را نخواهند داشت. پس تحت این شرایط، انتظار دو فرآیند برای ورود به ناحیه بحرانی، انتظاری است نامحدود.

☑ الگوریتم چهارم (تلاش چهارم)

مشکل بن بست موجود در الگوریتم سوم، از حلقه‌های بدون دستور while ناشی می‌شود، زیرا اگر شرایطی پیش آید که هر دو فرآیند وارد حلقه‌های while شوند از آنجایی که این دو حلقه بدون دستورند دیگر خروج از آن امکان پذیر نخواهد بود. برای رفع این مشکل در الگوریتم چهارم حلقه‌های بدون دستور while الگوریتم سوم به شکل زیر تغییر می‌کنند:

P_i	P_j
---	---
---	---
1: Flag[i] = true	2: Flag[j] = true
3: While (Flag[j]) {	4: While (Flag[i]) {
5: Flag[i] = false	6: Flag[j] = false
Delay	Delay
7: Flag[i] = true	8: Flag[j] = true
}	}
C-S	C-S
Flag[i] = false	Flag[j] = false
---	---
---	---

این الگوریتم شرط انحصار متقابل را دارد، زیرا هر فرآیندی که در ناحیه بحرانی باشد حتما قبلا فلگ آن true شده و اگر تعویض متن صورت گیرد و فرآیند دوم بخواهد وارد ناحیه بحرانی شود به خاطر true بودن فلگ فرآیند اول این اجازه به فرآیند دوم داده نمی‌شود. تا زمانی که فلگ فرآیند اول false شود و این false شدن تنها زمانی انجام می‌گیرد که فرآیند اول از ناحیه بحرانی اش خارج شود.

این الگوریتم به همان دلایلی که در الگوریتم دوم گفته شد شرط پیشرفت را دارد.

در مورد این الگوریتم می‌توان ادعا کرد که شرط سوم یعنی انتظار محدود را دارد، زیرا حتی اگر دو فلگ نیز true شوند باز هم در حلقه‌های while شرایطی وجود دارد که این دو فلگ تغییر کنند، از این رو می‌توان گفت که ممکن است در یک بار false شدن یکی از این فلگ‌ها فرآیند دیگری وارد ناحیه بحرانی شود، بنابراین، این الگوریتم دچار بن بست نمی‌شود.

در این الگوریتم شرایطی وجود دارد که تحت آن ممکن است در ورود به ناحیه بحرانی دو فرآیند مشکل پیش آید، به طور مثال اگر P_i تا پایان دستور ۱ اجرا شده و تعویض متن صورت گیرد و P_j تا پایان دستور ۲ انجام شود هردو فلگ true می‌شود. حال اگر ترتیب دستورات ۳ تا ۸ در دو فرآیند به ترتیب شماره‌هایشان اجرا شوند باز شرایطی داریم که در پایان حلقه‌ها هردو فلگ true می‌شوند یعنی باز هم دو فرآیند نمی‌توانند وارد ناحیه بحرانی شوند این شرایط بسیار خاص به اجرای یکی در میان دستورات و نیز به مقدار delay بستگی دارد اما از آنجایی که در آینده احتمال خروج از این شرایط وجود دارد به آن بن باز می‌گویند.

یکی از مشکلات این الگوریتم تنظیم میزان delay خواهد بود.

☑ الگوریتم Dekker

درا لگوریتم Dekker به منظور تکامل الگوریتم‌های قبلی از هردو متغیر بهنگام سازی استفاده می‌شود یعنی یک متغیر turn مشترک بین دو فرآیند خواهیم داشت و هر فرآیند یک متغیر اختصاصی فلگ دارد. مقدار اولیه دو فلگ false بوده و مقدار اولیه turn برابر شماره یکی از فرآیندهاست، در واقع با در نظر گرفتن این دو متغیر می-

توانیم اطمینان بیشتری حاصل کنیم که یک فرآیند در منطقه بحرانی است یا خیر. الگوریتم Dekker برای فرآیند P_i به صورت زیر است:

P_i

```
While (true)
{
   Flag[i] = true
   While (Flag[j])
   {
      If (turn == j)
      {
         Flag[i] = false
         While (turn == j);
         Flag[i] = true
      }
   }
   C-S
   Turn = j
   Flag[i] = false
}
```

الگوریتم Dekker هر سه شرط انحصار متقابل، پیشرفت و انتظار محدود را دارا می‌باشد، هرچند اثبات وجود این شرایط در این الگوریتم مشکل خواهد بود در مورد دو شرط اول می‌توانیم استدلالی مشابه آنچه در الگوریتم چهارم وجود داشت ذکر کنیم. الگوریتم Dekker حتی احتمال بسیار کم بن بست (بن باز) در الگوریتم چهارم را ندارد، زیرا در بخشی از الگوریتم چهارم که این مشکل را به وجود می‌آورد بخش معادل آن در الگوریتم Dekker از یک متغیر مشترک turn استفاده کرده که این متغیر در یک لحظه تنها می‌تواند یک مقدار داشته باشد. از سویی دیگر با استفاده از همین متغیر، بخش delay الگوریتم چهارم حذف شده است.

☑ الگوریتم پترسن[1]

P_i

```
While ( true ) {
   Flag[i] = true
   Turn = j
   While ( Flag[j]  and  turn == j )
   C-S
   Flag[i] = false
}
```

P_j

```
While ( true ) {
   Flag[j] = true
   Turn = i
   While ( Flag[i] and turn == i )
   C-S
   Flag[j] = false
}
```

الگوریتمی است که هر سه شرط انحصار متقابل، پیشرفت و انتظار محدود را دارا می‌باشد. از آنجایی که هر فرآیندی که قصد ورود به ناحیه بحرانی را دارد مقدار فلگ آن true می‌شود و نیز turn به نام آن است. هرگاه این فرآیند وارد ناحیه بحرانی شود حتما فرآیند دیگر در حلقه while متوقف می‌شود، از این رو شرط انحصار متقابل برقرار است.

[1] Peterson

این الگوریتم با استدلال‌های قبلی شرط پیشرفت را نیز دارد.

این الگوریتم شرط انتظار محدود را دارد یعنی هیچ وقت دچار بن بست نمی‌شود، زیرا بن بست زمانی اتفاق می‌افتد که شرایطی پیش آید که دو فرآیند در حلقه while گرفتار شوند. در این الگوریتم هرچند ممکن است هردو فلگ، true شوند اما از آنجایی که turn بیشتر از یک مقدار نخواهد داشت پس یقینا شرط کلی یکی از حلقه‌ها false می‌شود و فرآیند مربوط به آن وارد ناحیه بحرانی می‌شود یعنی بن بست نداریم.

راه حل‌های چندفرآیندی

☑ سمافورها[1]

سمافورها یکی از ابزارهای مورد استفاده برای حل مشکل ناحیه بحرانی هستند که می‌توان آنها را برای چندین فرآیند نیز به کار برد. در واقع سمافور یک نوع داده است و یک مقدار عددی صحیح در آن قرار می‌گیرد. یک متغیر از نوع سمافور به جز مقداردهی اولیه در معرض دو تابع اتمیک استاندارد به نام‌های wait( ) و signal( ) قرار می‌گیرد.

منظور از اتمیک بودن این دو تابع این است که این دو تابع به صورت وقفه ناپذیر اجرا می‌شوند. تابع wait( ) را با P( ) و تابع signal( ) را با v( ) نیز نشان می‌دهند.

دو تابع wait( ) و signal( ) دارای روش‌های مختلف پیاده سازی هستند اما ساده ترین شکل بیان این دو تابع به صورت زیر می‌باشد. اگر S یک متغیر از نوع سمافور باشد آنگاه :

```
Wait ( S ) {
   While ( S <= 0 );
   S=S-1;
}
```

```
Signal ( S ) {
   S = S+1;
}
```

معمولا یک متغیر از نوع سمافور دارای مقدار اولیه صحیح و مثبت خواهد بود. هنگامی که تابع wait روی آن اجرا می‌شود در صورت مثبت بودن، یکی از آن کم شده و از این تابع گذر می‌کنیم اما هنگامی که مقدار متغیر صفر باشد این تابع در انتظار مشغول به سر می‌برد. تابع signal تنها یک واحد به متغیر از نوع سمافور اضافه می‌کند.

☑ کاربرد سمافورها

دو استفاده عمده از سمافورها می‌شود:

[1] Semaphore

☑ حل مشکل ناحیه بحرانی :

برای حل مشکل ناحیه بحرانی می‌توان از سمافورها استفاده کرد بدین شکل که ناحیه بحرانی چند فرآیند را بین یک تابع wait در بخش ورود و یک تابع signal در بخش خروج قرار دهیم. اغلب در این موارد مقدار اولیه متغیر سمافور برابر یک در نظر گرفته می‌شود. به طور مثال می‌توان مشکل ناحیه بحرانی دو فرآیند P_i و P_j را به صورت زیر حل نمود:

Semaphore S=1

P_i	P_j
---	…
---	---
Wait (S) ;	Wait (S) ;
C-S	C-S
Signal (S);	Signal (S);

☑ استفاده از سمافورها در هماهنگ سازی فرآیندها

از سمافورها می‌توان برای ایجاد هماهنگی در اجرای بخش‌های مختلف دو یا چند فرآیند نیز استفاده کرد، به طور مثال فرض کنیم در دو فرآیند P_0 و P_1 زیر بخواهیم دستور X در P_0 قبل از دستور Y در P_1 اجرا شود:

Semaphore A=0

P_0	P_1
---	---
---	---
X---	Wait (A) ;
Signal (A);	Y---
---	---
---	---

☑ انواع سمافورها

متغیرهای از نوع سمافور به دو دسته تقسیم می‌شوند:

☑ سمافورهای دودویی یا باینری:

متغیرهای از نوع سمافورهای دودویی متغیرهایی هستند که تنها می‌توانند دارای دو مقدار باشند. غالبا برای متغیرهای سمافور دودویی دو مقدار صفر و یک را در نظر می‌گیرند. بر روی متغیرهای سمافور دودویی دو تابع waitB( ) و signalB( ) قابل اجرا می‌باشند. تابع waitB( ) اگر متغیر سمافور دارای مقدار یک باشد یک واحد از آن کم می‌کند و از آن عبور می‌کند اما اگر مقدار متغیر صفر باشد هیچ تغییری حاصل نکرده و در آن متوقف می‌شود. تابع signalB( ) اگر مقدار متغیر سمافور صفر باشد یکی به آن می‌افزاید و از آن تابع عبور می‌کند. اما

اگر مقدار متغیر یک باشد هیچ تغییری در آن حاصل نکرده و از تابع عبور می‌کند. این دوتابع به دو شکل زیر تعریف می‌شوند:

```
WaitB ( S ) {
   While ( S <= 0 );
   S=S-1;
}
```

```
SignalB ( S ) {
   If ( S==0 )
      S = S+1;
}
```

☑ سمافورهای چندتایی (شمارشی، چرخشی)

یک متغیر از نوع سمافور شمارشی می‌تواند هر مقدار صحیح غیرمنفی را در خود داشته باشد. دو تابع قابل اجرا روی این سمافورها همان دو تابع wait( ) و signal( ) استاندارد هستند.

☑ مساله تولید و مصرف کننده با بافر نامحدود و استفاده از سمافور باینری

☑ تعریف مساله تولید کننده و مصرف کننده

فرض کنید یک بافر که دارای تعدادی خانه است موجود باشد و دو فرآیند به نام‌های تولید کننده و مصرف کننده قادر به استفاده از این بافر باشند. فرآیند تولید کننده در نظر دارد تا آیتم‌هایی را تولید و درخانه‌های بافر قرار دهد (در هرخانه تنها یک آیتم قرار می‌گیرد.، فرآیند مصرف کننده قصد مصرف این آیتم‌ها را دارد. می‌خواهیم با استفاده از سمافورها انحصار متقابل در دستیابی به بافر و نیز محدودیت‌های مساله را پیاده سازی کنیم.

Semaphore: S=1 delay=0
Int n=0

Producer		Consumer	
	While (true) {	5	waitB (delay)
	Produce an item		while (true) {
10,1	waitB (S)	19,15,6	waitB (S)
	Add item to Buffer		Remove item from buffer
11,2	n++	20,16,7	n--
12,3	if (n==1)	17,8	signalB (S)
	signalB (delay)		Consume the item
13,4	signalB (S)	18,14,9	if (n==0)
	}		waitB (delay)
			}

در این دو فرآیند از متغیر سمافور S برای حل مشکل ناحیه بحرانی (ایجاد انحصار متقابل) استفاده شد که مقدار اولیه آن برابر ۱ است. متغیر سمافور delay نیز برای ایجاد هماهنگی بین تولید کننده و مصرف کننده به کار گرفته شد و مقدار اولیه آن صفر است. همچنین متغیر صحیح n نشان دهنده تعداد آیتم‌های درون بافر است.

در دو فرآیند مطرح شده برای تولیدکننده و مصرف کننده بعضی از ترتیب خاص اجرای دستورات می‌تواند مشکل ایجاد کند. به طور مثال اگر فرض کنیم دستورات فرآیند تولیدکننده از ۱ تا ۴ انجام شوند و تعویض متن صورت گیرد (n=1, delay=1, S=1) و پس از آن CPU به مصرف کننده تعلق گیرد و دنباله دستورات از ۵ تا

۹ در مصرف کننده اجرا شود مقدار متغیرها به صورت (n=0, delay=0, S=1) خواهد بود. بنابراین مصرف کننده در دستور ۹ متوقف می‌شود تا تعویض متن صورت گیرد. پس از آن اگر دنباله دستورات از ۱۰ تا ۱۳ در تولیدکننده اجرا شود مقادیر متغیرها به صورت (n=1, delay=1, S=1) خواهد بود. اگر چنانچه با تعویض متن، CPU دوباره به مصرف کننده برسد، مصرف کننده اجرای دستورات را از موقعیت ۱۴ دنبال می‌کند. در این زمان چون n برابر یک است بدون اجرای waitB(delay) فرآیند مصرف کننده اجازه یک بار دیگر اجرا شدن را خواهد داشت. در این صورت اگر دنباله دستورات از ۱۵ تا ۱۸ انجام شوند مقادیر متغیرها به صورت (S=1, delay=1, n=0) خواهد بود. این مقدار delay تا قبل از اجرای دستور ۱۸ است. پس از اجرای دستور ۱۸ چون n=0 است و delay=1، یک واحد از delay کم شده و به مصرف کننده اجازه اجرای مجدد داده می‌شود. در این صورت در این اجرای مجدد، مصرف کننده قصد برداشتن آیتمی را دارد که در بافر وجود ندارد یا به عبارت دیگر در دستور ۲۰ مقدار n=-1 می‌شود که یک مقدار غیرواقعی است.

اشکال به وجود آمده ناشی از دستور شماره ۹ است که در آن بر اساس متغیر n در مورد متغیر delay تصمیم گیری می‌شود یعنی بین دو دستور ۹ و ۱۴ که یک بار سراغ تولید کننده می‌رویم، مصرف کننده از تغییری که در n حاصل می‌شود آگاه نیست. برای رفع این مشکل باید متغیری که در این دستور، تصمیم گیری بر اساس آن انجام می‌گیرد یک متغیر محلی باشد. برای رفع این عیب فرآیند مصرف کننده به شکل زیر تغییر می‌کند:

Consumer

```
Int m
waitB ( delay )
while ( true ){
   waitB ( S )
   Remove item from buffer
   n--
   m = n
   signalB ( S )
   Consume the item
   If ( m==0 )
      waitB ( delay )
}
```

☑ مسئله تولید کننده و مصرف کننده با بافر نامحدود و استفاده از سمافور چندتایی

در این مدل به دلیل داشتن سمافور چندتایی می‌توانیم از متغیر سمافور برای نگه داری تعداد آیتم‌های بافر استفاده کنیم. برنامه این دو فرآیند به صورت زیر خواهد بود:

Semaphore: S=1 n=0

Producer	Consumer
While (true) {	While (true) {
Produce an item	Wait (n)
Wait (S)	Wait (S)
Add item to buffer	Remove item from buffer
Signal (S)	Signal (S)
Signal (n)	Consume the item
}	}

در این دو فرآیند، متغیر سمافور S برای ایجاد انحصار متقابل است که مقدار اولیه آن ۱ می‌باشد و متغیر سمافور n برای ایجاد هماهنگی دو فرآیند است و مقدار اولیه آن صفر خواهد بود.

مسئله تولیدکننده و مصرف کننده با بافر محدود و استفاده از سمافور چندتایی

در این مدل، علاوه بر اینکه مصرف کننده نمی‌تواند آیتمی از بافر خالی بردارد تولیدکننده نیز نخواهد توانست آیتمی در بافر پر قرار دهد. بنابراین دو فرآیند تولیدکننده و مصرف کننده را با استفاده از سه متغیر سمافور و به شکل زیر پیاده سازی می‌کنیم:

Semaphore: S=1 , n=0 , e=|buffer|

Producer	Consumer
While (true){	While (true) {
Produce an item	Wait (n)
Wait (e)	Wait (S)
Wait (S)	Remove item from buffer
Add item to buffer	Signal (S)
Signal (S)	Signal (e)
Signal (n)	Consume the item
}	}

☑ مسئله خوانندگان و نویسندگان

فایلی شامل یک یا چند رکورد به طور همزمان بین چند فرآیند خواننده و نویسنده به اشتراک گذاشته می‌شود. فرآیندهای خواننده تنها قصد خواندن از فایل را دارند و فرآیندهای نویسنده می‌خواهند بعضی از رکوردها را تغییر دهند. می‌خواهیم با استفاده از سمافورها انحصار متقابل در استفاده از فایل‌ها را برای یک خواننده و یک نویسنده و نیز برای دو نویسنده ایجاد کنیم. ایجاد انحصار متقابل برای دو یا چند خواننده لازم نیست زیرا دو یا چند خواننده می‌توانند به طور همزمان یک فایل را بخوانند.

پیاده سازی دو فرآیند خواننده و نویسنده به صورت زیر خواهد بود:

Semaphore: wsem=1 X=1
IntreadCount=0

Reader

```
While ( true ) {
   Wait ( X )
   readCount ++
   if (readCount==1)
      wait ( wsem )
   signal ( X )
   Reading…
   Wait ( X )
   readCount --
   if ( readCount==0 )
      signal ( wsem )
   signal ( X )
}
```

Writer

```
While ( true ) {
   Wait ( wsem )
   Writing…
   Signal ( wsem )
}
```

در این دو فرآیند از دو متغیر سمافور استفاده شده که هر دو برای ایجاد انحصار متقابل (حل مشکل ناحیه بحرانی) به کار می‌روند و مقدار اولیه هردو یک است. سمافور wsem برای انحصار متقابل در دستیابی به فایل و سمافور X برای انحصار متقابل در استفاده از read count به کار می‌روند.

در برنامه نوشته شده، خوانندگان نسبت به نویسندگان از اولویت بالاتری برخوردارند. این اولویت به این معناست که اگر یک خواننده مشغول خواندن باشد و یک نویسنده درخواست نوشتن دهد متوقف می‌شود. اگر در زمانهای بعدی خواننده‌های دیگری درخواست خواندن بدهند مادامی که خواننده اول مشغول خواندن است، خواننده‌های دیگر نیز می‌توانند از فایل بخوانند. بنابراین چنین به نظر می‌رسد که این خواننده‌های دیگر که پس از نویسنده درخواستشان را مطرح کرده اند اولویت بالاتری از آن نویسنده دارند. به منظور دادن اولویت بالاتر به نویسندگان این دو فرآیند به شکل زیر پیاده سازی می‌شوند:

```
Semaphore wsem=1 ,   X=1 ,rsem=1, Y=1, Z=1
IntreadCount=0       writeCount=0
```

Reader

```
While ( true ) {
   Wait ( Z )
   Wait ( rsem )
   Wait ( X )
   readCount ++
   if ( readCount==1 )
      wait ( wsem )
   signal ( X )
   signal ( rsem )
   signal ( Z )
   Reading …
   Wait ( X )
   readCount --
   if ( readCount==0)
      signal ( wsem )
   signal ( X )
}
```

Writer

```
While ( true ) {
   Wait ( Y )
   writeCount ++
   if ( writeCount==1)
      wait ( rsem )
   signal ( Y )
   wait ( wsem )
   Writing …
   Signal ( wsem )
   Wait ( Y )
   writeCount --
   if ( writeCount == 0)
      signal ( rsem )
   signal ( Y )
}
```

در این دو برنامه از چند متغیر سمافور استفاده شده که وظایف هریک به شکل زیر است:

متغیر سمافور wsem برای ایجاد انحصار متقابل، در دستیابی به فایل به کار می‌رود و مقدار اولیه آن یک خواهد بود.

متغیر سمافور X در ایجاد انحصار متقابل برای تغییر و استفاده متغیر مشترک read count بین خواننده‌ها به کار می‌رود و مقدار اولیه آن یک خواهد بود.

متغیر سمافور rsem برای اولویت دادن به نویسنده‌ها به کار می‌رود و مقدار اولیه آن برابر یک خواهد بود.

متغیر سمافور Y برای ایجاد انحصار متقابل در دستیابی نویسنده‌ها به write count به کار می‌رود و مقدار اولیه آن یک خواهد بود.

متغیر سمافور Z برای ایجاد یک صف جدا برای خواننده‌ها به کار می‌رود و مقدار اولیه آن یک خواهد بود. (صف rsem اولویت بالاتری از صف Z برای اجرا شدن خواهد داشت)

دو متغیر صحیح read count و write count به ترتیب تعداد خواننده‌ها و تعداد نویسنده‌ها را نشان می‌دهند و مقدار اولیه شان صفر است.

☑ ناظر[1]

هرچند سمافورها یکی از بهترین ابزارهای ایجاد انحصار متقابل در اجرای نواحی بحرانی هستند اما دارای دو عیب کلی زیر هستند:

اولا اینکه ممکن است توابع wait و signal مربوط به سمافور در سرتاسر چندین فرآیند پخش شوند و از این رو کنترل و مدیریت آنها مشکل باشد.

ثانیا متغیرهای از نوع سمافور، متغیرهایی هستند که در دسترس تمامی فرآیندهای دارای ناحیه بحرانی خواهند بود و یک اشتباه کوچک در به کاربردن تابع wait یا signal یکی از فرآیندها می‌تواند فرآیندهای دیگر را دچار مشکل کند.

ناظر، ساختار دیگری است که برای ایجاد انحصار متقابل در اجرای ناحیه بحرانی فرآیندها استفاده می‌شود. ناظرها همان توانایی سمافورها را دارند با این تفاوت که ساختار آنها و کنترل آنها بسیار ساده تر است. ساختار ناظر به عنوان یک تابع سیستم‌عامل است و در اغلب زبانهای برنامه نویسی امکان استفاده از آن وجود دارد. ناظر یک مولفه نرم افزاری است که دارای چند تابع و متغیر محلی است. ویژگیهای اصلی ناظر عبارتند از:

۱- متغیرهای محلی ناظر، تنها برای خود ناظر قابل دسترسی هستند.
۲- هر فرآیند با احضار ناظر در صف ورود به آن قرار می‌گیرد.
۳- در هر زمان تنها یک فرآیند می‌تواند در ناظر در حال اجرا باشد، در این زمان فرآیند متقاضی دیگر در صف ورود، منتظر می‌ماند. این ویژگی بیان می‌کند که ناظر می‌تواند انحصار متقابل را برقرار سازد.

متغیرهایی که در داخل ناظر استفاده می‌شوند متغیرهای شرطی (کنترل کننده شرایط) هستند. بر روی این متغیرها، دو تابع قابل اعمال است. به طور مثال اگر C یک متغیر شرطی ناظر باشد این دو تابع عبارتند از:

۱- Cwati (C)

فرآیندی که این عملیات را فراخوانی می‌کند روی شرط C به تعویق می‌افتد، درواقع اجرای این تابع باعث می‌شود که فرآیند اجراکننده ناظر را ترک کرده و آن را برای فرآیند دیگر مهیا سازد.

۲- Csignal (C)

یک فرآیند، با اجرای این تابع، اجرای فرآیند دیگر را که بر روی عمل Cwait معلق مانده بود از سر می‌گیرد. اگر چندین فرآیند در صف معلق باشند یکی از آنها انتخاب می‌شود. اما اگر هیچ فرآیندی در صف معلق نباشد هیچ کاری صورت نخواهد گرفت.

[1] Monitor

در مورد ناظرها، اگر هریک از دو تابع Cwati یا Csignal انجام شوند و هیچ وظیفه ای بر روی متغیر شرطی مورد نظر منتظر نباشد علامت صادرشده گم می‌شود.

نمونه سوال

۱- دو فرآیند P_1و P_2 زیر به صورت همروند (اجرای موازی) اجرا می‌شوند و امکان اجرای آنها به صورت در بین هم وجود دارد. در صورتیکه مقدار اولیه متغیر a، صفر باشد بعد از اجرای کامل دو فرآیند کدام یک از گزینه‌های زیر نادرست است؟

کد P_1	کد P_2
a=1	b=a c=a

الف) مقادیر a و b هر کدام یک می‌باشد و مقدار c، صفر است.

ب) هریک از مقادیر a و b و c یک می‌باشند.

ج) مقادیر a و c هرکدام یک می‌باشد و مقدار b صفر است.

د) مقادیر b و c صفر می‌باشند و مقدار a یک است.

۲- اگر مقدار اولیه متغیر x برابر صفر باشد در صورتیکه i متغیر مشترک بین دو فرآیند P_0 و P_1 در یک سیستم تک پردازنده باشد و این دو فرآیند به صورت همروند اجرا شوند حداکثر مقدار x پس از اجرای دو فرآیند چه مقدار می‌تواند باشد؟

P_0	P_1
For (i=0 ; i<3 ; i++) x++ ;	For (i=0 ; i<3 ; i++) x-- ;

الف) ۶ ب) صفر ج) ۳ د) ۴

۳- سه فرآیند P_1، P_2، P_3 در حالت اجرا هستند و طبق جدول زیر (به ترتیب از چپ به راست) دستورات wait و signal را روی سمافور s که مقدار اولیه آن ۱ است اجرا می‌کنند. در صورتی که دو فرآیند متوقف باشند و دستور signal صادر شود فرآیندی که شماره بزرگتری دارد برای اجرا اولویت پیدا می‌کند. حالت این سه فرآیند پس از اجرای دستورات زیر چیست؟

فرآیند	P_1	P_2	P_3	P_2	P_1	P_3	P_2	P_2	P_3	P_1
فرمان	W (s)	W (s)	S (s)	W (s)	S (s)	S (s)	W (s)	W (s)	S (s)	W (s)

الف) همه فرآیندها در حالت اجرا هستند.

ب) P_1 و P_2 در حالت اجرا هستند و P_3 در حالت مسدود است.

ج) P_1 و P_3 در حالت اجرا هستند و P_2 در حالت مسدود است.

د) P_2 و P_3 در حالت اجرا هستند و P_1 در حالت مسدود است.

سوالات تستی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- .فرآیندهایی را در نظر بگیرید که از اسامی (شناسه فرآیند. همدیگر مطلع نیستند ولی در دسترسی به بعضی اشیاء مانند بافر(میانگیر)ورودی/خروجی مشترکند. در حقیقت این فرآیند ها با چه روشی باهم محاوره می کنند؟

الف) اطلاع غیر مستقیم فرآیندها از یکدیگر ب) اطلاع مستقیم فرآیندها از یکدیگر

ج) بی اطلاعی فرآیندها از یکدیگر د) رقابت فرآیندها با یکدیگر

۲- آیا کد زیر برای مساله تولید کننده و مصرف کننده قابل قبول است؟چرا؟

```
Semaphore n=0, s=1;
void consumer( ) {
   void producer( ) {
      while(1) {
         while(1) {
            produce( );
            wait(s);wait(n);wait(s);
            append( );
            take( );
            signal(s);
            signal(n);
            signal(s);
         }
      }
      consume( );
   }
}
```

الف) خیر. چون مصرف کننده وارد بخش بحرانی خود نمی‌شود.

ب) بلی. بن بست رخ می‌دهد.

ج) بلی. انحصار متقابل برقرار است.

د) بلی. گرسنگی و بن بست رخ نمی‌دهد.

۳- کدام یک جزء مزایای استفاده از دستورالعمل ویژه ماشین برای اعمال انحصار متقابل نمی‌باشد؟

الف) برای هر تعداد از فرآیندها ،که از حافظه مشترک استفاده میکنند قابل بکارگیری است.

ب) امکان گرسنگی وجود نخواهد داشت.

ج) ساده است و بنابراین وارسی آن آسان است.

د) از آن برای حمایت از بخشهای بحرانی متعدد میتوان استفاده نمود.

۴- کدامیک از موارد زیر در رابطه با ناظرها و راهنماها صحیح میباشد؟

الف) خود ساختار راهنما،انحصار متقابل را اعمال میکند.

ب) درمورد استفاده از ناظر،مسئولیت انحصار متقابل و همچنین همگام سازی به عهده برنامه ساز است.

ج) در هر دو مسئولیت انحصار متقابل و همچنین همگام سازی بر عهده برنامه ساز است.

د) درمورد استفاده از ناظر،برنامه ساز باید اولیه های Cwait و Csignal را طور مناسب در ناظر قرار دهد.

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- دو فرآیند زیر به صورت همروند اجرا میشوند. تمامی دستورات این فرآیندها یکپارچه هستند و مقدار اولیه ومتغیرهای x و y صفر می باشد و مقدار سمافور دودویی mutex یک است.بعد از اجرای کامل دو فرآیند،متغیرهای x و y کدام گزینه نمیتواند باشد؟

P1	P2
x=1	x=x+2
wait(mutex)	wait(mutex)
y=y+x	y=y-1
x=2	x=x-y
signal(mutex)	signal(mutex)

الف) x=0 ,y=2 ب) x=2 ,y=3

ج) x=1 ,y=2 د) x=2 ,y=0

۲- جهت ایجاد شرایط انحصار متقابل به کمک سمافورها،کدام روش درست است؟

الف) استفاده از دو سمافور با مقدار اولیه صفر و اجرای دستورwait برای سمافور دوم و دستورsignalبرای سمافور اول.

ب) استفاده از یک سما فور با مقدار اولیه یک و اجرای دستور wait قبل و signal بعد از ناحیه بحرانی.

ج) استفاده از یک سمافور با مقدار اولیه صفر و اجرای دستور waitقبل و signal بعد از ناحیه بحرانی.

د) استفاده از یک سمافور با مقدار اولیه دلخواه و اجرای دستور wait بعد ازsignal و قبل از ناحیه بحرانی.

۳- در یک سیستم تک پردازنده ای اشتراک زمانی،سه پردازش زیر مفروض است.درصورت اجرای همزمان آنها،کدام خروجی اصلا رخ نمی‌دهد؟

P1
```
while(1)
{
   Wait(A);
   Printf("C");
   Signal(C)
}
```

P2
```
while(1)
{
   Wait(B);
   Printf("A");
   wait(B);
   Printf("B")
   Signal(A);
}
```

P2
```
while(1)
{
   Wait(C);
   Printf("B");
   signal(B);
}
```

الف) CBBA　　ب) CCBC　　ج) BCBA　　د) BCCA

۴- کدامیک از گزینه های زیر برای حل مساله تولید کننده مناسب است؟

الف) الگوریتمPeterson　　ب) روشTSL (دستوالعمل های ویژه ماشین)

ج) استفاده از راهنما　　د) الگوریتم Dekker

سوالات تشریحی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- با استفاده از پیامها،راه حلی برای مسئله تولید کنندگان و مصرف کنندگان با میانگیر محدود بنویسید(۱/۲۵ نمره)

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- روش ناظر با علامت در حل مساله همزمانی را شرح دهید(۱/۲۵نمره)

۲- هدف الگوریتم Peterson چیست؟قطعه کد آنرا نوشته و تشریح نمایید(۱/۲۵ نمره)

پاسخنامه سوالات تستی

نیم سال اول ۸۹-۹۰	
۱	الف
۲	ب
۳	ب
۴	د
نیم سال دوم ۸۹-۹۰	
۱	ج
۲	ب
۳	ب
۴	ج

فصل پنجم[1]

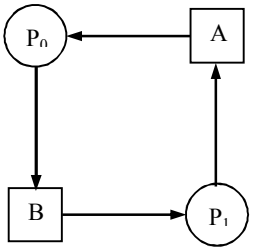
همزمانی فرآیندها

[1] این فصل، فصل ششم کتاب می باشد.

در یک سیستم چند برنامگی امکان رقابت فرایندها برای در اختیار گرفتن منابع وجود دارد. اگر حالتی پیش آید که چند فرآیند منابعی را در اختیار داشته باشند و منتظر به خدمت گرفتن منابعی باشند که در اختیار فرآیندهای دیگر است ، ممکن است حالتی به نام بن بست رخ دهد.

برای تشریح این حالت میتوانیم مثال زیر را در نظر بگیریم:

مثال ۵ - ۱ گر فرآیندی مانند P_0 منبع A را در اختیار داشته باشد و درخواست منبع B را مطرح کند و از سوی دیگر فرآیند منبع B را در اختیار داشته و منبع A را تقاضا کند بین این نگهداری منابع وتقاضای منابع اصطلاحا انتظار مدور پیش می آید که این می تواند باعث وقوع بن بست شود.



رفتار یک فرآیند در مورد یک منبع میتواند شامل ۳ مورد زیر باشد :

۱- فرآیند منبع را تقاضا کند.
۲- فرآیند منبع را در اختیار گیرد.
۳- فرآیند پس از اتمام کارش با منبع آن را آزاد کند.

☑ شرایط وقوع بن بست

برای وقوع بن بست در یک سیستم چند شرط وجود دارد ، که جزء شرایط لازم برای وقوع بن بست محسوب می شوند، این شرایط عبارتند از:

☑ انحصار متقابل[1]

منابعی در سیستم وجود دارند که به طورهمزمان نمی توانند در خدمت چند فرآیند باشند. یا به عبارتی قابلیت استفاده ی مشترک را ندارند. یعنی تا کار یک فرآیند را به طور کامل اجرا نکنند نمی توانند در اختیار فرآیند دیگر قرار گیرند. این منابع، دارای ویژگی انحصار متقابل خواهند بود.

☑ نگهداری وانتظار[2]

این شرط ، مطرح می کند که برای وقوع بن بست ، لازم است منابعی که در اختیار فرآیندها هستند و فرآیندهای دیگری انتظار آنها را می کشند تا تکمیل اجرای فرآیندها آزاد نشوند به عبارتی اگر فرآیندی منبعی را در اختیار

[1] Matual Exclusion
[2] Hold and wait

دارد و منتظر منبع دیگری است اجازه ی آزاد شدن منبع در اختیارش را تا قبل از گرفتن منبع مورد تقاضایش صادر نکند.

☑ انقطاع ناپذیری[1] (بدون قبضه کردن)

منابعی که در بن بست گرفتار می شوند، باید به گونه ای باشند که نتوان آنها را در حین استفاده توسط یک فرآیند، از آن فرآیند گرفته و به فرآیند دیگر داد، به این شرط اصطلاحا انقطاع ناپذیری یا به اصطلاح ، بدون قبضه کردن می گویند.

☑ انتظار مدور[2] (چرخشی)

این شرط بیان می کند که اگر بخواهد بن بست رخ دهد باید بین نگهداری منابع ، توسط فرآیندها و انتظار فرآیندها برای منابع دیگر، یک حلقه یا دور ایجاد شود. اگر چنین حلقه ای وجود نداشته باشد به هیچ عنوان بن بست رخ نمی دهد.

برای وقوع بن بست، لازم است که این ۴ شرط، همزمان با هم رخ دهد. اما حتی اگر یکی از آنها هم نقض شود، بن بست رخ نمی دهد.

راههای مقابله با بن بست

سه راه مقابله با بن بست وجود دارد که عبارتند از :

۱- پیشگیری از بن بست
۲- اجتناب از بن بست
۳- برخورد با بن بست

☑ پیشگیری از بن بست

برای پیشگیری از وقوع بن بست، لازم است که یکی از شرایط چهارگانه ی وقوع بن بست را نقض کنیم، هرچند ممکن است نقض بعضی از این شرایط، در عمل، غیرممکن باشد، اما برای هر یک از این شرایط و نقض آنها می توان به شکل زیر عمل نمود :

نقض شرط انحصار متقابل

بعضی از منابع در سیستم وجود دارند که به هیچ عنوان نمی توان آنها را به طور مشترک توسط چند فرآیند استفاده نمود. در مورد این منابع نمی توان شرط انحصار متقابل را نقض کرد اما بعضی از منابع، مانند فایلهای فقط خواندنی می توانند به طور مشترک توسط چند فرآیند استفاده شوند، بنابراین به هنگام استفاده آنها توسط

[1] Non preemption
[2] Circular waiting

یک فرآیند، آنها را از دسترس فرآیندهای دیگر، خارج نمی کنیم. بنابراین، این شرط بستگی به خود منابع خواهد داشت.

نقض شرط نگهداری و انتظار

برای نقض این شرط باید مانع از ایجاد حالتی بشویم که در آن یک فرایند منبعی را در اختیار گیرد و تقاضای منبع دیگری را مطرح کند برای این کار می توان از دو روش زیر استفاده کرد:

روش اول: در این روش قبل از شروع اجرای هر فرآیند، کل منابع مورد نیاز آن فرآیند را در اختیارش قرار می دهیم، با این کار دیگر هیچ فرآیندی انتظار به خدمت گرفتن هیچ منبعی را نخواهد داشت.

روش دوم: در این روش به یک فرآیند ، زمانی اجازه ی درخواست منبع را می دهیم که هیچ منبع دیگری در اختیارش نباشد، بنابراین هیچ فرآیندی در زمان مطرح کردن تقاضا، هیچ منبع دیگری را نگهداری نخواهد کرد.

نقض هر دوی این شرایط ، تقریبا غیر ممکن است. در مورد روش اول هم محاسبه ی کل منابع مورد نیاز یک فرآیند قبل از اجرای آن غیر ممکن است و هم اینکه به علت محدود بودن تعداد منابع، تخصیص همه ی منابع مورد نیاز فرآیندها قبل از اجرای آنها امکان پذیر نخواهد بود. در مورد روش دوم نیز بسیار اتفاق خواهد افتاد که نتیجه ی کار یک فرایند با یک منبع به در اختیار گرفتن منبع دیگری بستگی داشته باشد.

نقض شرط انقطاع ناپذیری

برای نقض این شرط می‌توان هنگامی که یک فرآیند، تقاضای یک منبع را مطرح می‌کند و امکان تخصیص آن وجود ندارد فرآیند را بررسی کرد. در صورتی که این فرآیند منابعی را در اختیار دارد که مورد تقاضای فرآیندهای دیگر است آنها را از این فرآیند قبضه نموده و به فرآیندهای دیگر تخصیص داد.

مشکل این روش زمانی خواهد بود که یک منبع نتواند به طور منقطع توسط یک فرآیند استفاده شود. در اینصورت اگر این منبع از فرآیند مورد نظر قبضه شود برای اجرای دوباره فرآیند باید یکبار دیگر آن را از ابتدا اجرا کنیم.

نقض شرط انتظار مدور

برای نقض این شرط، باید به شکلی دور را در نگهداری و انتظار فرآیندها نسبت به منابع از بین ببریم. به طور مثال می‌توانیم فرآیندها و منابع را شماره گذاری کنیم و به هر فرآیند تنها اجازه به خدمت گرفتن منابع با شماره بزرگتر یا مساوی آن را بدهیم. به طور مثال اگر دو فرآیند P_1 و P_2 و دو منبع R_1 و R_2 در سیستم باشند P_1اجازه ی درخواست R_1 و R_2 را دارد اما P_2 تنها اجازه ی درخواست R_2 را خواهد داشت بنابراین از ایجاد دور جلوگیری می‌شود.

☑ اجتناب از بن بست

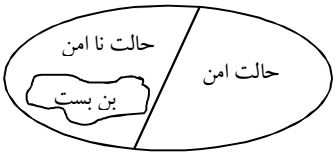
در این روش، برای جلوگیری از وقوع بن بست، سیستم‌عامل فرآیندها را بررسی می‌کند و چنانچه ترتیبی برای اجرای آنها بدون بن بست وجود داشته باشد آن را انتخاب می‌کند. در زمان اجرای فرآیندها و کار آنها با منابع، دو حالت می‌تواند در سیستم رخ دهد:

حالت امن

حالتی است که درآن حداقل یک ترتیب اجرای امن برای فرآیندها وجود دارد. یک ترتیب اجرای امن ترتیبی از اجرای فرآیندهاست که به هیچ عنوان باعث بروز بن بست نخواهد شد.

حالت نا امن

اگر در مورد چند فرآیند به هیچ عنوان نتوان ترتیب اجرای امنی پیدا کرد، آنگاه سیستم در حالت نا امن خواهد بود. در حالت نا امن امکان وقوع بن بست وجود دارد (تحت هر شرایطی مثلا از بین رفتن یکی از فرآیندها ممکن است بن بست رخ دهد). در مورد حالت امن، حالت نا امن و بن بست می‌توان نمودار زیر را رسم نمود:



☑ الگوریتم بانکداران[1]

برای بررسی یک سیستم جهت یافتن یک ترتیب اجرای امن، از الگوریتمی به نام Banker یا بانکداران استفاده می‌شود. این الگوریتم با توجه به فرآیندها و منابع موجود در سیستم از داده‌های زیر استفاده می‌کند :

ماتریس claim (Max) :

یک بردار دو بعدی است که هر عضو آن مشخص می‌کند که هر فرآیندی برای اجرا شدن حداکثر به چه تعداد از هر منبع نیاز دارد. این مقدار حداکثر، هم شامل تعدادی می‌شود که هم اکنون در اختیار فرآیند است و هم تعدادی که فرآیند در آینده آنها را در خواست خواهد کرد. یعنی اگر claim[i][j] = x باشد، فرآیند P_i برای اجرا شدن حداکثر به x منبع نیاز r_j دارد این ماتریس را حداکثر منابع مورد نیاز هم می‌نامند.

ماتریس Allocation

یک آرایه دو بعدی است که هر عضو آن بیان می‌کند که هم اکنون به چه تعداد از هر منبع در اختیار هر فرآیند است. به عبارت دیگر اگر Allocation[i][j] = y باشد یعنی هم اکنون به تعداد y از منبع r_j در اختیار P_i خواهد بود. این ماتریس را ماتریس منابع تخصیص یافته نیز می‌نامند.

---

[1] Banker

ماتریس Need

یک آرایه دو بعدی است که هر عضو آن بیان می‌کند هر فرآیند از این به بعد به چه تعداد از هر منبع برای کامل شدن نیاز دارد. یعنی اگر Need[i][j] = k باشد فرایند P_i برای اجرای کاملش به k منبع r_j دیگر نیاز دارد. ماتریس Need از رابطه زیر محاسبه می‌شود:

Need = Claim – Allocation

بردار Resource

یک آرایه یک بعدی است که هر عضو آن بیان می‌کند که به طور کلی از هر منبع به چه تعداد در سیستم وجود دارد. به عبارت دیگر اگر Resource[j] = q باشد یعنی به تعداد q از منبع r_j در سیستم وجود دارد. Resource را بردار منابع اولیه نیز می‌نامند.

بردار Available

یک آرایه یک بعدی است که هر عضو آن نشان می‌دهد هم اکنون از هر منبع به چه تعداد به صورت آزاد در سیستم موجود است. چنانچه Available[j] = q' باشد یعنی هم اکنون به تعداد q' از منبع r_j به طور آزاد در سیستم خواهیم داشت. این بردار را بردار منابع موجود نیز می‌نامند.

برای اجرای الگوریتم Banker ابتدا ماتریس Need را محاسبه می‌کنیم. سپس بردار Available را بدست می‌آوریم. برای محاسبه Available کل منابع یکسان تخصیص یافته به فرآیندها را محاسبه می‌کنیم (جمع می‌کنیم) سپس آن را از مقدار کلی آن منبع در بردار Resource کم می‌کنیم تا تعداد آزاد آن منبع به دست آید.

برای اجرای الگوریتم Banker باید یکی از فرآیندهای ماتریس Need را که می‌توانند اجرا شوند انتخاب کنیم. فرآیندی از ماتریس Need می‌تواند انتخاب شود که همه نیازهایش کمتر یا مساوی با منابع بردار Available باشد. اگر چنین فرآیندی را پیدا کردیم آن را در ترتیب می‌نویسیم (در ترتیب اجرای امن)، سپس مقدار جدید Available را محاسبه می‌کنیم. بدین منظور، سطر مربوط به فرآیند انتخاب شده را در ماتریس Allocation یافته و به مقدار جاری Available اضافه می‌کنیم و این روند را به همین شکل ادامه می‌دهیم. اگر بتوانیم ترتیبی مطرح کنیم که در آن همه فرآیندها اجرا شوند آن ترتیب، ترتیب اجرای امن خواهد بود.

اگر در زمان انتخاب یک فرآیند از ماتریس Need، بیش از یک فرآیند برای انتخاب داشته باشیم به دلخواه یکی را انتخاب می‌کنیم. این انتخاب تاثیری در حالت امن یا ناامن بودن سیستم ندارد، بنابراین می‌توان گفت ترتیب اجرای امن می‌تواند منحصر به فرد نباشد.

اگر طی اجرای الگوریتم Banker یک یا بیش از یک فرآیند نتوانند اجرا شوند ترتیب اجرای امن نخواهیم داشت و سیستم در حالت ناامن خواهد بودکه احتمال وقوع بن بست وجود دارد.

مثال ۵ – ۲ سیستمی شامل ۵ فرآیند و ۳ منبع A، B و C را در نظر بگیرید. ماتریس‌های Claim و Allocation و هم‌چنین بردار Resource به صورت زیر خواهند بود. آیا سیستم در حالت امن است؟ چرا؟

Claim

	A	B	C
P_0	7	5	3
P_1	3	2	2
P_2	9	0	2
P_3	2	2	2
P_4	4	3	3

Allocation

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

Resource

A	B	C
10	5	7

Need

	A	B	C
P_0	7	4	3
P_1	1	2	2
P_2	6	0	0
P_3	0	1	1
P_4	4	3	1

Available

A	B	C
3	3	2
5	3	2
7	4	3
7	5	3
10	5	5
10	5	7

سیستم در حالت امن خواهد بود زیرا حداقل یک ترتیب اجرای امن برای فرآیندها وجود دارد.

مثال ۵ – ۳ در سیستم مثال قبل فرض کنید فرآیند P_1 یک نمونه دیگر از منبع A و دو نمونه دیگر از منبع C درخواست کند. با این فرض سیستم در چه حالتی خواهد بود؟

اگر با توجه به شرایط موجود در مسئله، یک سری درخواستهای دیگر نیز مطرح شود، حتما باید ابتدا درخواستهای جدید مطرح شده را پاسخ دهیم سپس با استفاده از الگوریتم Banker حالت سیستم را بررسی کنیم. در این صورت یکی از سه مورد زیر رخ می‌دهد:

۱- اگر چنانچه با توجه به مقدار اولیه Available نتوانیم درخواستهای جدید را پاسخ دهیم (درخواست حداقل یکی از منابع از تعداد آزاد آن بیشتر باشد. بدون اجرای الگوریتم Banker می‌گوییم سیستم در حالت ناامن است.

۲- اگر با توجه به منابع موجود در Available بتوانیم درخواستهای جدید را پاسخ دهیم، پس از پاسخ دهی این درخواستها (کم کردن منابع تخصیص داده شده از Available و افزودن آنها به Allocation مورد نظر بدون تغییر Need) الگوریتم Banker را اجرا می‌کنیم که در صورت یافتن یک ترتیب اجرای امن، سیستم در حالت امن خواهد بود.

۳- در این مورد نیز شرایط مورد دوم برقرار است اما با اجرای الگوریتم Banker متوجه می‌شویم که ترتیب اجرای امن وجود ندارد و حالت سیستم ناامن است.

با توجه به شرایط موجود هیچ فرآیندی نمی‌تواند اجرا شود، پس ترتیب اجرای امن نداریم و سیستم در حالت ناامن است و احتمال وقوع بن بست وجود دارد.

☑ برخورد با بن بست

در این روش هیچ تلاشی برای پیشگیری یا اجتناب از بن بست قبل از وقوع آن صورت نمی‌گیرد، بلکه سیستم صبر میکند تا زمانی که بن بست رخ دهد، تا در صورت رخ دادن بن بست با آن برخورد کند. در این روش، سیستم ابتدا باید راهی جهت کشف بن بست داشته باشد. برای کشف بن بست می‌توان به دو روش زیر عمل کرد:

استفاده از wait for graph

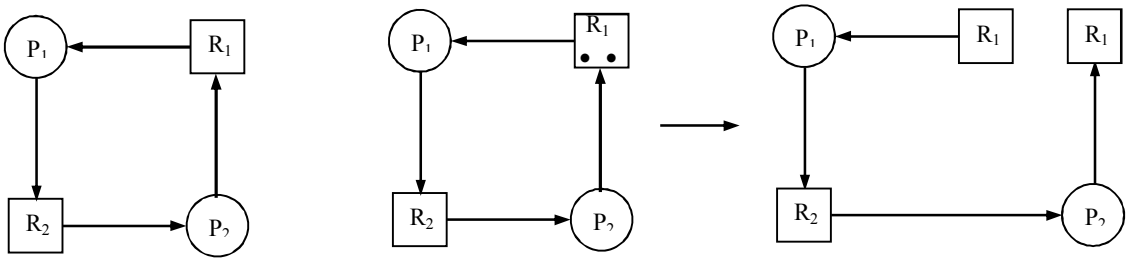
در این روش برای فرآیندها و منابع در اختیار آنها و همچنین منابع مورد نیازشان، یک گراف تشکیل می‌شود. در این گراف هر فرآیند به صورت (P) و هر منبع به صورت [R] نشان داده می‌شوند. یالهای این گراف به دو شکل توصیف می‌شوند:

الف- R_1 ⟵ P_1 به معنی آن است که فرآیند P_1 منبع R_1 را در اختیار دارد.

ب- P_1 ⟵ R_1 به معنی آن است که فرآیند P_1 منبع R_1 را درخواست کرده است.

در گراف انتظار چنانچه از یک منبع بیش از یکی در سیستم باشد یا آن منبع در گراف تکرار می‌شود و یا اینکه تنها یکبار رسم می‌شود و با قرار گرفتن تعدادی نقطه در آن تعداد این منبع در سیستم مشخص می‌شود. به طور مثال R_1 (••) نشان می‌دهدکه دو واحد از منبع R_1 در سیستم وجود دارد.

با توجه به این نکات هرگاه در گراف انتظار دور ایجاد شود بن بست رخ می‌دهد.



در این روش به شکل خاصی از الگوریتم Banker استفاده می‌شود، بدین صورت که پس از ساختن ماتریس Need فرآیندی را که تمامی منابع مورد نیازش صفر باشد را علامت می‌زنیم. همچنین فرآیندی را که تمامی منابع مربوط به آن در Allocation صفر باشد علامت می‌زنیم. این دو نوع فرآیند تاثیری در بن بست نخواهد داشت، زیرا فرآیندی که تمامی سطر مربوط به آن در Need صفر باشد به هیچ منبع جدیدی نیاز ندارد. بنابراین خود به خود به طور کامل اجرا می‌شود. همچنین فرآیندی که تمامی سطر آن در Allocation صفر باشد هیچ

منبعی را در اختیار ندارد یا به اصطلاح هیچ منبعی را نگهداری نکرده است. بنابراین شرط نگهداری و انتظار در مورد این دو نوع فرآیند برقرار نخواهد بود و این دو فرآیند درگیر بن بست نمی‌شوند. سپس در مورد بقیه فرآیندهای علامت نخورده، مطابق همان روندی که در الگوریتم Banker توصیف شد عمل می‌کنیم و هر فرآیندی را که شرایط اجرایش وجود دارد علامت می‌زنیم. اگر در پایان، هیچ فرآیند علامت نخورده ای وجود نداشته باشد در حال حاضر در سیستم بن بست نداریم اما اگر حداقل یک فرآیند علامت نخورده داشته باشیم اکنون در سیستم بن بست رخ داده است.

هر دو روش کشف بن بست، تنها قادرند وضعیت سیستم را به طور لحظه ای بررسی کنند یعنی اگر با اجرای هرکدام از روش‌ها به این نتیجه برسیم که هم اکنون بن بست در سیستم وجود ندارد هیچ تضمینی نخواهد بود که در آینده هم بن بست نداشته باشیم. بنابراین باید هریک از این دو روش به طور متناوب تکرار شوند تا در صورت بروز بن بست بتوانیم آن را کشف کنیم. پس از کشف بن بست باید به گونه ای آن را ترمیم کنیم.

سوالات تستی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- فرض کنید منابع A,B دو منبع تجدید شدنی و انحصاری در سیستم هستند و فرآیندهای P,Q به شکل زیر تعریف شده اند آنگاه پس از اجرای کدام مجموعه دستورات زیر بن بست اجتناب ناپذیر خواهد بود:

Process P	Process Q
Get A	Get A
Get B	Get A
Release A	Release B
Release B	Release A

الف) P منبع A را در اختیار گرفته و سپس منبع B را در اختیار بگیرد و.....

ب) P منبع A را در اختیار گرفته و Q منبع B در اختیار بگیرد و.....

ج) Q منبع B را در اختیار گرفته و سپس منبع A را در اختیار بگیرد و.....

د) در هیچ حالتی ،امکان بن بست در این سیستم وجود نخواهد داشت.

۲- فرض کنید برای پیشگیری از بروز شرایط"نگهداشتن و انتظار" در بروز بن بست فرآیندها را ملزم به درخواست یکباره تمام منابع مورد نیاز و مسدود کردن آن فرآیند تا موقعی که تمام منابع در اختیارش گذاشته شود،نموده ایم.این کار باعث بروز چه مشکلاتی می‌شود؟

الف) ممکن است فرآیندی برای مدت طولانی در انتظار تخصیص کامل تمام منابع مورد درخواستش باقی بماند.

ب) ممکن است فرآیند همه منابعی که در آینده نیاز دارد را از قبل نداد.

ج) ممکن است منابعی که به یک فرآیند تخصیص داده شده است برای مدت قابل ملاحظه ای بی استفاده بماند.

د) همه موارد فوق میتوانند پیش آیند.

۳- کدام گزینه جزء محدودیتهای اجتناب از بن بست نیست؟

الف) عدم نیاز به قبضه کردن و عقب برگشتن فرآیند.

ب) تعیین حداکثر منابع مورد نیاز از ابتدا.

ج) ثابت بودن تعداد منابع تخصیصی.

د) فرآیندی که منبعی در اختیار داشته باشد نمیتواند خارج گردد.

۴- وضعیت سیستمی را با ۴ فرآیند و ۳ منبع را در نظر بگیرید. اگر اطلاعات زیر در دسترس باشد مقادیر بردار A (Available) (منابع در دسترس) برابر است با:

$$Claim = \begin{bmatrix} 3 & 2 & 2 \\ 6 & 1 & 3 \\ 3 & 1 & 4 \\ 4 & 2 & 2 \end{bmatrix} \qquad allocation = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 5 & 1 & 1 \\ 2 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 2 \end{bmatrix}$$

Resource

R_1	R_2	R_3
9	2	6

=

الف) A=(1 , 0 , 1) ب) A=(0 , 2 , 2) ج) A=(2 , 0 , 1) د) A=(1 , 0 , 2)

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- اگر وضعیت پردازش ها و منابع یک سیستم به صورت زیر باشد،کدام گزینه درست است؟

	A	B	C	D
P0	0	0	1	2
P1	1	7	5	0
P2	2	3	5	6
P3	0	6	5	2
P4	0	6	5	6

Max

	A	B	C	D
P0	0	0	1	2
P1	1	0	0	0
P2	1	3	5	4
P3	0	6	3	2
P4	0	0	1	4

Allocation

A	B	C	D
1	5	2	0

Available

الف) سیستم در حالت امن قرار دارد.

ب) سیستم در حالت نا امن قرار دارد.

ج) سیستم در حالت بن بست قرار دارد.

د) نمی‌توان وضعیت سیستم را با این داده ها تعیین کرد.

سوالات تشریحی

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- شرایطی که باعث بوجودآمدن بن بست می گردد شرح دهید. (۱ نمره)

پاسخنامه سوالات تستی

نیم سال اول ۸۹-۹۰	
۱	ب
۲	د
۳	الف
۴	د
نیم سال دوم ۸۹-۹۰	
۱	الف

فصل ششم[1]

مدیریت حافظه

[1] این فصل، فصل هفتم کتاب می باشد.

به منظور پیاده سازی چندبرنامگی در یک سیستم لازم است حافظه اصلی را بخش بندی کنیم تا بتوانیم در یک لحظه بیش از یک فرآیند را در حالت آماده داشته باشیم. بخش بندی حافظه به دو صورت انجام می‌گیرد:

☑ بخش بندی ایستا

در این نوع بخش بندی پس از بخش بندی ابتدایی حافظه اصلی این بخش بندی تا پایان یک دوره کاری سیستم ثابت خواهد بود.

☑ بخش بندی پویا:

در حین اجرای فرآیندها بخش بندی حافظه قابل تغییر است.

از دید مقادیری که برای هر بخش بندی در نظر گرفته می‌شود حافظه به دو شکل کلی تقسیم بندی خواهد شد:

☑ روش صفحه بندی

در این روش ابتدا حافظه به چند بخش مساوی با هم که به هر یک، یک فریم یا قاب می‌گویند تقسیم می‌شود. سپس هر فرآیند نیز به چند بخش مساوی و هم اندازه با فریم‌ها تقسیم می‌شود که به هریک از آنها یک صفحه یا page می‌گویند. اندازه هر صفحه با اندازه هر قاب حافظه برابر خواهد بود. هر صفحه برای اجرا شدن باید در یک قاب خالی از حافظه قرار گیرد یا اینکه جایگزین یک صفحه دیگر شود.

☑ روش قطعه بندی

در این روش ابتدا حافظه به چند بخش که لزوما مساوی نیستند تقسیم می‌شود. از سوی دیگر فرآیندها نیز به چند بخش با اندازه‌های مختلف تقسیم خواهند شد. هر بخش از هر فرآیند برای اجرا شدن باید در یک بخش از حافظه با اندازه بزرگتر یا مساوی خود قرار گیرد. در این روش به هر بخش از فرآیند یک قطعه می‌گویند.

هر دو صفحه بندی و قطعه بندی، هم می‌توانند به طور ایستا و هم به صورت پویا پیاده سازی شوند.

صفحه بندی و قطعه بندی می‌توانند به صورت صفحه بندی حافظه مجازی یا قطعه بندی حافظه مجازی نیز استفاده شوند که در این صورت برای اجرای یک صفحه یا یک قطعه خاص از فرآیند لازم نیست تمامی صفحات یا تمامی قطعات آن فرآیند به طور کامل در حافظه قرار گیرند.

انواع پراکندگی

در بخش بندی حافظه و استفاده از این بخش‌ها ممکن است مشکلی به نام پراکندگی[1] یا تکه تکه شدن در حافظه رخ دهد. در واقع این مشکل زمانی رخ می‌دهد که چند حافظه خالی در میان داده‌ها در حافظه اصلی پراکنده شود یا به اصطلاح فضای خالی داخل حافظه یک فضای چند تکه یا تکه تکه شده باشد.

[1] Fragmentation

مشکل پراکندگی به دو گونه تقسیم می‌شود:

☑ پراکندگی داخلی

زمانی رخ می‌دهد که فضاهای خالی درون یک بخش بدون تغییر از نظر اندازه باشد.

☑ پراکندگی خارجی

به معنی وجود فضاهای خالی در داخل حافظه که در یک محدوده مشخصی نیستند خواهد بود.

تفاوت اصلی پراکندگی داخلی با پراکندگی خارجی آن است که فضاهای هدر رفته در پراکندگی داخلی به سادگی قابل استفاده نیستند، اما در پراکندگی خارجی می‌توان با متراکم سازی، فضاهای خالی را در کنار هم جمع کرد تا با ایجاد یک فضای خالی بزرگتر بتوانیم از آن برای فرآیندهای دیگر استفاده کنیم. به طور مثال، در صفحه بندی می‌تواند پراکندگی داخلی رخ دهد بدین صورت که اگر اندازه فرآیند، مضرب صحیحی از اندازه یک صفحه نباشد مقداری فضای خالی در آخرین صفحه از فرآیند خواهیم داشت.

مجموعه مقیم

در صفحه بندی یا قطعه بندی حافظه مجازی به مجموعه صفحات یا قطعاتی از یک فرآیند که در یک لحظه در حافظه اصلی باشد مجموعه مقیم گفته می‌شود.

☑ جایگذاری فرآیندها در حافظه اصلی

منظور از جایگذاری فرآیندها یا بخشی از آنها در حافظه، تخصیص یک فضای خالی به فرآیند مورد نظر می‌باشد. اگر بخش‌های حافظه داری اندازه‌های مساوی باشند برای جایگذاری یک فرآیند در حافظه، انتخاب‌های متعددی نخواهیم داشت زیرا همه فضاهای خالی دارای اندازه‌های یکسان هستند و اینکه یک فرآیند در کدام یک از فضاهای خالی قرار گیرد چندان تفاوتی ایجاد نمی‌کند. اما اگر اندازه فضاهای خالی یکسان نباشند لازم است برای جایگذاری یک فرآیند در حافظه از میان فضاهای خالی یکی را انتخاب کنیم. آنچه در اینجا مهم است آن است که اولا: هر فرآیند تنها می‌تواند در یک فضای خالی بزرگتر یا مساوی اندازه خود قرار گیرد و ثانیا: می‌خواهیم تخصیص فضا هم جوار باشد، یعنی اینکه برای جایگذاری یک فرآیند نمی‌توانیم آن فرآیند را به چند قسمت تقسیم نموده و هر قسمت را داخل یک بخش قرار دهیم. به منظور انتخاب یک فضا از میان فضاهای خالی و جایگذاری فرآیند در آن از الگوریتم‌های جایگذاری حافظه (الگوریتم‌های تخصیص فضای هم جوار) استفاده می‌شود. این الگوریتم‌ها عبارتند از:

☑ الگوریتم اولین جای مناسب (اولین برازش)[1]

دراین روش، لیست فضاهای خالی از ابتدا بررسی می‌شود و با یافتن اولین فضای خالی مناسب، فرآیند در آن محل قرار می‌گیرد. اگر فرآیند مورد نظر در حافظه جا نشود (به طور هم جوار) این موضوع در پایان لیست مشخص می‌شود.

☑ الگوریتم جای مناسب بعدی[2] (درپی برازش)

در این روش پس از جایگذاری اولین فرآیند (که حافظه از اول بررسی می‌شود. برای جایگذاری فرآیندهای دیگر فضاهای قبلی از محل تخصیص قبلی بررسی می‌شود. در این روش اگر فرآیندی در حافظه جا نشود این مطلب را پس از بررسی یک دور کامل لیست (ابتدا از تخصیص قبلی تا انتها و سپس از اول حافظه تا محل تخصیص قبلی) مشخص می‌شود.

☑ الگوریتم بهترین جای مناسب[3] (بهترین برازش)

در این روش، فرآیند در کوچکترین فضای خالی ممکن قرار می‌گیرد. در این روش بهتر است برای سریع تر شدن کار، لیست فضاهای خالی به صورت صعودی مرتب شوند. در این روش نیز اگر فرآیندی در حافظه جا نشود این موضوع با بررسی کامل لیست مرتب شده مشخص می‌شود.

☑ الگوریتم بدترین جای مناسب[4] (بدترین برازش)

در این روش فرآیند در صورت امکان در بزرگترین فضای خالی حافظه قرار می‌گیرد. برای سریع تر شدن کار، بهتر است لیست فضاهای خالی به صورت نزولی مرتب شوند و چنانچه فرآیندی در حافظه جا نشود با بررسی اولین عنصر لیست به آن پی خواهیم برد.

مثال ۶ – ۱ بلوکهای خالی حافظه به ترتیب از چپ به راست به صورت زیر هستند. اگر درخواستهای جدیدی برای چهار بلوک به اندازه‌های ۲۰k و ۳۰k و ۲۰k و ۳۵k مطرح شوند با استفاده از چهار روش جاگذاری وضعیت بلوکهای آزاد حافظه پس از این تخصیص چه خواهد بود؟

بلوکهای آزاد = 40 k 25 k 45 k 50 k 60 k 40 k

روش First Fit :

[1] First Fit
[2] Next Fit
[3] Best Fit
[4] Worst Fit

40	60	50	45	25	20	20	= اولین درخواست
40	60	50	15	25	20	30	= دومین درخواست
40	60	50	15	25	0	20	= سومین درخواست
40	60	15	15	25	0	35	= چهارمین درخواست

روش Next Fit :

40	60	50	45	25	20	20	= اولین درخواست
40	60	50	15	25	20	30	= دومین درخواست
40	60	30	15	25	20	20	= سومین درخواست
40	25	30	15	25	20	35	= چهارمین درخواست

روش Best Fit :

40	60	50	45	5	40	20	= اولین درخواست
40	60	50	45	5	10	30	= دومین درخواست
20	60	50	45	5	10	20	= سومین درخواست
20	60	50	10	5	10	35	= چهارمین درخواست

روش Worst Fit :

40	40	50	45	25	40	20	= اولین درخواست
40	40	20	45	25	40	30	= دومین درخواست
40	40	20	25	25	40	20	= سومین درخواست
40	40	20	25	25	5	35	= چهارمین درخواست

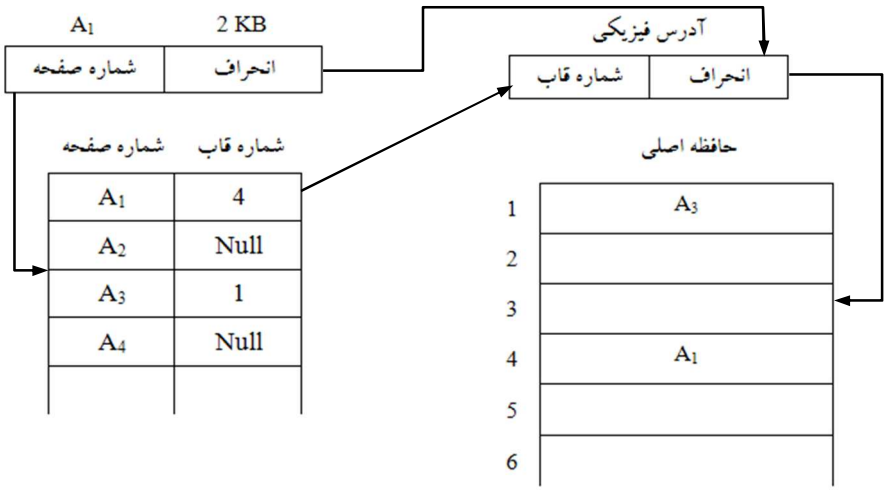
در سیستمی که از صفحه بندی استفاده می‌شود به منظور تسهیل در جست و جوی صفحات یک فرآیند، برای هر فرآیند یک جدول صفحه در نظر گرفته می‌شود. در جدول صفحه هر فرآیند، اطلاعاتی در مورد تمامی صفحات آن فرآیند چه در حافظه اصلی باشد چه نباشد نگهداری می‌شود.

جدول صفحه هر فرآیند شامل دو ستون شماره صفحه و شماره فریم یا قاب می‌باشد. چنانچه صفحه ای از فرآیند در حافظه اصلی قرار گیرد شماره قاب تخصیص داده شده به آن در جدول صفحه نوشته می‌شود.

در صفحه بندی از این جدول صفحه برای تبدیل آدرس منطقی به فیزیکی استفاده می‌شود. آدرس منطقی یک خط از برنامه یک صفحه از فرآیند دارای دو مولفه شماره صفحه و انحراف[1] می‌باشد. شماره صفحه در واقع شماره صفحه ای از فرآیند است که خط برنامه مورد نظر در آن قرار دارد. انحراف به فاصله خط برنامه مورد نظر از ابتدای این صفحه اشاره می کند.

[1] Offset

برای مراجعه به حافظه اصلی باید آدرس منطقی به آدرس فیزیکی تبدیل شود. مولفه‌های آدرس فیزیکی شماره فریم و انحراف هستند که منظور از شماره فریم شماره قابی از حافظه اصلی است که صفحه موردنظر در آنجا قرار دارد. از آنجایی که اندازه هر صفحه از فرآیند با اندازه هر قاب از حافظه اصلی برابر است بخش انحراف آدرس فیزکی دقیقا با بخش انحراف آدرس منطقی برابر خواهد بود. برای به دست آوردن شماره فریم آدرس فیزیکی کافیست شماره صفحه آدرس منطقی را به عنوان یک کلید جست وجو در جدول صفحه فرآیند در نظر بگیریم تا شماره فریم مربوط به آن مشخص شود. مدل این تبدیل آدرس به صورت زیر خواهد بود:



برای پیاده سازی تبدیل آدرس منطقی به آدرس فیزیکی با فرض اینکه در آدرس منطقی شمار ه صفحه با n بیت و انحراف با m بیت مشخص شوند مراحل زیر انجام می گیرد :

۱- استخراج n بیت سمت چپ (پر ارزش تر) آدرس منطقی به عنوان شماره صفحه

۲- اعمال شماره این صفحه به جدول صفحه برای به دست آوردن شماره فریم اگر شماره فریم را k در نظر بگیریم آنگاه:

۳- محاسبه آدرس فیزیکی شروع فریم مورد نظر از طریق رابطه $k*2^m$ (معمولا شماره فریم‌های حافظه اصلی از صفر شروع می‌شود، بنابراین قبل از فریم شماره k به تعداد k فریم خواهیم داشت، همچنین اگر تعداد بیتهای انحراف m باشد اندازه هر فریم یا هر صفحه برابر 2^m خواهد بود.

۴- پس از به دست آوردن آدرس فیزیکی شروع فریم این مقدار با بخش انحراف آدرس منطقی جمع می-شود.

آدرس ابتدای فریم مورد نظر = اندازه یک فریم × تعداد فریم های قبلی + $k \times 2^m$

در سیستم قطعه بندی نیز هر فرآیند، دارای یک جدول قطعه است. هر جدول قطعه دارای سه ستون شماره قطعه، طول قطعه و آدرس شروع قطعه (پایه) می‌باشد. آدرس منطقی در قطعه بندی شامل شماره قطعه و انحراف

خواهد بود. به منظور تبدیل آدرس منطقی به آدرس فیزیکی ابتدا از طریق شماره قطعه موجود در آدرس منطقی و اعمال آن به عنوان کلید جست و جو به جدول قطعه طول قطعه مورد نظر به دست می‌آید. سپس بخش انحراف آدرس منطقی با طول قطعه مورد نظر مقایسه می‌شود. چنانچه انحراف از طول قطعه بیشتر باشد آدرس منطقی معتبر نخواهد بود. اما در صورتی که انحراف کوچکتر یا مساوی طول قطعه مورد نظر باشد برای محاسبه آدرس فیزیکی پس از استخراج آدرس شروع قطعه (پایه) از جدول قطعه آن را با انحراف جمع می‌کنیم.

برای پیاده سازی چنانچه بخش شماره قطعه آدرس منطقی n بیت و انحراف آن m بیت باشد مراحل زیر صورت می‌گیرد:

۱- استخراج n بیت سمت چپ آدرس منطقی به عنوان شماره قطعه.

۲- اعمال شماره قطعه به عنوان کلید جست وجو به جدول قطعه برای به دست آوردن طول و آدرس شروع آن قطعه.

۳- مقایسه m بیت سمت راست آدرس منطقی (انحراف) با بخش طول قطعه مورد نظر چنانچه انحراف از طول قطعه بیشتر باشد آدرس معتبر نیست، در غیر این صورت :

۴- برای محاسبه آدرس فیزیکی، بخش پایه با انحراف جمع می‌شود.

سوالات تستی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- کدام یک جزء نیازهایی که مدیریت حافظه باید پاسخگوی آنها باشد نیست؟

الف) جابه جایی ب) پیوند زدن ج) حفاظت د) اشتراک

۲- کدام گزینه صحیح می‌باشد؟

الف) صفحه بندی از دید برنامه ساز مخفی است ولی قطعه بندی مغمولا قابل رویت میباشد.
ب) نیازهای حفاظتی حافظه،باید توسط سیستم عامل برآورده شود نه پردازنده.
ج) روش بخش بندی حافظه با اندازه های ثابت،باعث تکه تکه شدن خارجی حافظه میشود.
د) در قطعه بندی،قطعه ها هم اندازه هستند،اما در صفحه بندی اینطور نیست.

۳- سیستمی ۵۱۲ کیلوبایت حافظه اصلی خالی دارد و از سیستم رفاقتی (Buddy) جهت تخصیص استفاده می-کند. فرآیندهای زیر به ترتیب از چپ به راست و با اندازه های مشخص شده وارد سیستم می‌شوند. اندازه بلوکهای باقیمانده حافظه کدام است؟

P1=12 K P2=50 K P3=75 K P4=110 K

الف) 8 K,16 K, 256 K ب) 16 K, 32 K, 64 K
ج) 16 K, 32 K, 128 K د) 16 K, 16 K, 128 K

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- در روش مدیریت حافظه اصلی با سیستم رفاقتی،کدامیک از موارد زیر درست نیست؟

الف) حافظه اصلی به واحد های کوچکتر با اندازه های ۴،۲،۱و.....تقسیم میشود.
ب) پارگی داخلی(internal fragmentation)از مسائل عمده این الگوریتم می باشد.
ج) اختصاص حافظه به فرآیندها،با تقسیم بزرگترین بلوک موجود صورت می پذیرد.
د) بهترین حالت اختصاص حافظه زمانی است که اندازه فرآیندها توانی از دو باشد.

۲- در صفحه بندی حافظه، اگر فقط احتیاج به ناحیه بسیار کوچکی از حافظه باشد،چه مشکلی بروز میکند؟

الف) تکه تکه شدن خارجی ب) تکه تکه شدن خارجی
ج) مشکلی بوجود نمی آید د) روی هم گذاری

۳- تاثیر بزرگ شدن طول صفحه بر روی اندازه جدول و تکه تکه شدن داخلی چیست؟

الف) جدول صفحه بزرگ و تکه تکه شدن داخلی زیاد می‌شود.
ب) جدول صفحه کوچک و تکه تکه شدن داخلی کم می‌شود.
ج) جدول صفحه کوچک و تکه تکه شدن داخلی زیاد می‌شود.
د) جدول صفحه بزرگ و تکه تکه شدن داخلی کم می‌شود.

۴- در مدیریت حافظه به صورت قطعه بندی و صفحه بندی کدام گزینه صحیح است؟

الف) اندازه صفحه و قطعه توسط سیستم عامل معین می شود.
ب) اندازه صفحه توسط سخت افزار و یا سیستم عامل و اندازه قطعه توسط برنامه نویس تعیین می شود.
ج) اندازه صفحه و قطعه توسط برنامه تعیین می شود.
د) اندازه قطعه توسط سیستم عامل و اندازه صفحه توسط برنامه نویس تعیین می شود.

پاسخنامه سوالات تستی

نیم سال اول ۸۹-۹۰	
۱	ب
۲	الف
۳	ج
نیم سال دوم ۸۹-۹۰	
۱	ج
۲	ب
۳	ج
۴	ب

فصل هفتم

[1] این فصل، فصل هشتم کتاب می باشد.

☑ کوبیدگی[1]

در سیستم صفحه بندی یا قطعه بندی حافظه مجازی هر زمان که صفحه یا قطعه ای از برنامه نیاز باشد با مراجعه به حافظه ثانویه آن را به حافظه اصلی می آوریم که به این عمل در اصطلاح swap in می‌گویند. به همین شکل زمانی که صفحه یا قطعه ای از حافظه اصلی خارج می‌شود به آن swap out می‌گویند. البته در سیستم صفحه بندی یا قطعه بندی حافظه مجازی، مادامی که حافظه خالی کافی برای صفحات یا قطعات وجود دارد صفحات یا قطعات موجود در حافظه از آن خارج نمی‌شوند.

اگر سیستم به حالتی برسد که مدام مشغول خارج ساختن یک صفحه یا قطعه و جایگزین کردن آن باشد یا به عبارتی نرخ swap in و swap out بسیار زیاد باشد اصطلاحا کوبیدگی رخ می‌دهد که در این حالت کارایی سیستم به شدت کاهش می‌یابد.

☑ نقص صفحه (فقدان صفحه[2])

چنانچه صفحه ای از یک فرآیند، مورد آدرس دهی (رجوع) قرار گیرد اما در حافظه اصلی نباشد اصطلاحا نقص صفحه اتفاق می‌افتد. در هنگام وقوع نقص صفحه، لازم است صفحه مورد نظر از حافظه ثانویه به حافظه اصلی کپی شود. در این حالت چنانچه فریم یا قاب خالی در حافظه داشته باشیم صفحه مورد نظر در آن محل قرار می‌گیرد. اما چنانچه تمامی قاب‌های حافظه اصلی پر باشند لازم است یکی از قاب‌ها خالی و صفحه مورد نظر جایگزین آن شود.

برای انتخاب یک صفحه از میان صفحات موجود در حافظه جهت جایگزینی آن با یک صفحه جدید از الگوریتم‌های جایگزینی صفحه استفاده می‌شود.

☑ الگوریتم‌های جایگزینی صفحه

این الگوریتم‌ها بر اساس تعداد قاب‌های حافظه و دنباله رجوع به صفحات یک فرآیند عمل می‌کنند. دنباله مراجعات یا دنباله رجوع به صفحات، دنباله ای است که در آن ترتیب مراجعه به صفحات مختلف یک فرآیند مشخص می‌شود. الگوریتم‌های جایگزینی صفحه عبارتند از :

روش خروج به ترتیب ورود[3]

در این روش هر گاه حافظه پر شد برای جایگزین کردن یک صفحه از میان صفحات درون حافظه صفحه ای را که زودتر در حافظه قرار گرفته از حافظه خارج می‌کنیم. در این روش معمولا تعداد نقص صفحه زیاد است هرچند پیاده سازی این روش بسیار آسان است.

---
[1] Trashing
[2] Page Fault
[3] FIFO

روش بهینه[1]

در این روش هرگاه حافظه پر باشد برای جایگزینی یک صفحه به دنباله مراجعات (از آن لحظه به بعد. توجه می-شود. صفحه ای را که در آینده دیرتر استفاده خواهد شد انتخاب و از حافظه اصلی خارج می‌کنیم.

این روش دارای حداقل تعداد نقص صفحه است اما به دلیل نیاز به دانستن اطلاعاتی در مورد آینده مراجعه به صفحات پیاده سازی آن تقریبا غیرممکن خواهد بود.

روش LRU[2] (کمترین استفاده در گذشته)

در این روش هنگامی که حافظه اصلی پر باشد و بخواهیم صفحه جدیدی را جایگزین کنیم با توجه به گذشته دنباله رجوع، (توجه از نقطه حال) صفحه ای را که با توجه به حال دیرتر استفاده شده از حافظه خارج می‌کنیم. مزیت این روش نسبت به روش دوم آنست که با توجه به گذشته سیستم تصمیم می‌گیرد.

مثال ۷ – ۱ با توجه به دنباله مراجعات زیر به صفحات یک فرآیند و نیز با در نظر گرفتن سه قاب برای حافظه اصلی تعداد نقص صفحه در هریک از سه الگوریتم فوق را به دست آورید.

دنبال مراجعات : 2 3 2 1 5 2 4 5 3 2 5 2

با استفاده از روش FIFO :

2	2	2	2	3	1	5	5	2	2	4	3
	3	3	3	1	5	2	2	4	4	3	5
			1	5	2	4	4	3	3	5	2
*	*		*	*	*	*		*		*	*

PF=9

با استفاده از روش Optimal :

2	2	2	2	2	2	4	4	4	2	2	2
	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3	3
			1	5	5	5	5	5	5	5	5
*	*		*	*		*			*		

PF=6

با استفاده از روش LRU :

2	2	2	2	2	2	2	2	3	3	3	3
	3	3	3	5	5	5	5	5	5	5	5
			1	1	1	4	4	4	2	2	2
*	*		*	*		*		*	*		

PF=7

[1] Optimal

[2] Last Recently Used

☑ الگوریتم ساعت[1]

در این الگوریتم برای هر صفحه از یک بیت استفاده شده بنام u استفاده می‌شود. هرصفحه به محض اینکه در حافظه قرار می‌گیرد دارای بیت u=0 خواهد بود. اگر چنانچه صفحه ای در حافظه باشد و دوباره در دنباله رجوع به آن مراجعه شود (دوباره مورد استفاده قرار گیرد. بیت u برای آن یک می‌شود. بهترین حالت برای پیاده سازی این الگوریتم استفاده از یک لیست حلقوی خواهد بود. این لیست دارای اشاره گری است که در جهت حرکت عقربه‌های ساعت حرکت می‌کند. هرگاه صفحه جدیدی بخواهد به حافظه وارد شود اگر اشاره گر به یک قاب خالی اشاره کند صفحه در آن قرار گرفته و اشاره گر یک واحد جلو می‌رود اما اگر تمامی قاب‌ها پر باشند با توجه به بیت u در مورد قابی که اشاره گر به آن اشاره می‌کند عمل می‌کنیم. اگر بیت u برابر صفر باشد صفحه درون این قاب از حافظه خارج شده و صفحه جدید جایگزین می‌شود، اشاره گر نیز یک واحد جلو می‌رود. اما اگر بیت u، یک باشد به این صفحه اجازه ماندن در حافظه داده می‌شود هرچند بیت u ی آن را از یک به صفر تغییر می‌دهیم. اشاره گر حرکت می‌کند تا صفحه ای با بیت u = 0 پیدا کند که در صورت وجود مثل مورد قبل با آن رفتار می‌شود.

اگر همه بیتهای u، یک باشند پس از آنکه اشاره گر، لیست را یک دور کامل پیمایش کند همه بیتها صفر می-شوند.

چنانچه صفحه ای در حافظه باشد و دوباره به آن رجوع شود اشاره گر لیست هیچ حرکتی نخواهد داشت. در مورد بیت u ی آن صفحه نیز اگر بیت u صفر باشد به یک تغییر می یابد اما اگر بیت u یک باشد هیچ تغییری نخواهد داشت.

مثال ۷ – ۲ باتوجه به تعداد قاب‌های حافظه و دنباله مراجعه به صفحات مثال قبل و با استفاده از الگوریتم کلاک تعداد نقص صفحه را مشخص کنید.

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

تعداد قاب ها : ۳

□	2	2	2^1	2^1	2	2^1	2^1	2^1	2	2^1	
□ ↑ □	□ → □	□ ← 3	□ ← 3	1 ↑ 3	1 ← 5	1 ← 5	4 ↑ 5	4 ↑ 5^1	3 ↑ 5	3 ↑ 5	
	*	*		*	*		*		*		

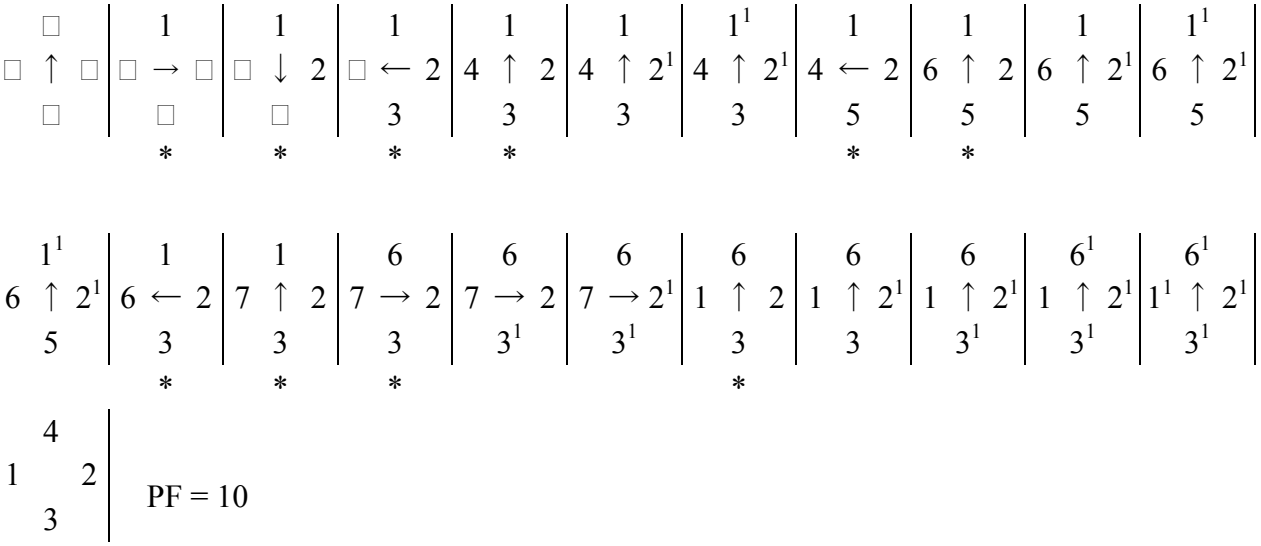
2^1	2^1
3 ↑ 5^1	3 ↑ 5^1

[1] Clock

مثال ۷ – ۳ باتوجه به تعداد قاب‌های حافظه و دنباله مراجعه به صفحات مثال قبل و با استفاده از الگوریتم کلاک تعداد نقص صفحه را مشخص کنید.

1 2 3 4 2 1 5 6 2 1 2 3 7 6 3 2 1 2 3 6

تعداد قاب ها : ۴



سوالات تستی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- با افزایش سطح چند برنامگی،کدامیک از حالات زیر اتفاق می افتد؟

الف) درصد استفاده از پردازنده ابتدا افزایش میابد ولی سپس شروع به کاهش میکند.
ب) درصد استفاده از پردازنده ابتدا کاهش میابد ولی سپس شروع به افزایش میکند.
ج) درصد استفاده از پردازنده،رو به افزایش خواهد بود.
د) درصد استفاده از پردازنده،رو به کاهش خواهد بود.

۲- فرض کنید که به یک برنامه ۳ قالب از حافظه اصلی اختصاص داده شده است و هر سه قالب در ابتدا خالی هستند. اگر برنامه به ترتیب از چپ به راست به صفحات زیر با رویکرد FIFO رجوع کند چند نقص صفحه رخ خواهد داد؟

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

الف) ۳ نقص صفحه
ب) ۴ نقص صفحه
ج) ۶ نقص صفحه
د) ۵ نقص صفحه

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- فرآیندی به ترتیب زیر از چپ به راست به صفحات حافظه مجازی اش مراجعه میکند:

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

اگر این فرآیند سه قالب صفحه در اختیار داشته باشد و هیچ یک از صفحات آن در شروع کار در حافظه اصلی موجود نباشد و برای جایگزینی از سیاست بهینه (optimal) استفاده شود،تعداد خطای صفحات برابر است با:

الف) ۸ ب) ۷ ج) ۶ د) ۵

۲- اگر حافظه اصلی یک کامپیوتر که تحت مدیریت حافظه مجازی کار میکند،دارای سه صفحه باشد و به صفحات زیر از چب به راست مراجعه شود. چند خطای صفحه در روش جایگزینی LRU خواهیم داشت؟

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

الف) ۷ ب) ۶ ج) ۵ د) ۹

سوالات تشریحی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- میانگیر دم دستی ترجمه چیست؟(۰/۵ نمره)

۲- ترجمه آدرس را در یک سیستم صفحه بندی_قطعه بندی با رسم شکل نشان دهید(۱ نمره)

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- مکانیزم ترجمه آدرس در یک سیستم صفحه بندی دو سطحی را با رسم شکل شرح دهید(۱/۲۵ نمره)

پاسخنامه سوالات تستی

نیم سال اول ۸۹-۹۰	
۱	الف
۲	ج
نیم سال دوم ۸۹-۹۰	
۱	د
۲	الف

فصل هشتم[1]

زمانبندی دیسک

[1] این فصل، فصل یازدهم کتاب می باشد.

برای خواندن داده‌ها از روی دیسک سه زمان برای دستیابی به آن داده طول خواهد کشید: زمان پیگرد، تاخیر چرخشی و زمان انتقال این سه زمان هستند که از میان اینها زمان پیگرد به نسبت بقیه طولانی تر خواهد بود. اگر برای یک دیسک مغناطیسی درخواست‌های متعددی برای خواندن یا نوشتن در استوانه‌های مختلف مطرح شود ترتیب پاسخ دهی به این درخواست‌ها می‌تواند در متوسط زمان پاسخ دهی تاثیرگذار باشد. اگر فرض کنیم درخواست‌های مطرح شده در یک صف نگه داری می‌شوند می‌توانیم برای پاسخ دهی به این درخواست‌ها از الگوریتم‌های مختلف زمانبندی دیسک استفاده کنیم. معروف ترین این الگوریتم‌ها عبارتند از :

☑ الگوریتم خروج به ترتیب ورود

در این روش شیارهای درخواست شده به همان ترتیب درخواستشان پاسخ دهی می‌شوند.

☑ الگوریتم خروج به ترتیب عکس ورود[1]

در این روش درخواست‌ها به ترتیب عکس پاسخ دهی می‌شوند.

☑ الگوریتم کوتاهترین زمان خدمت اول[2]

در این روش ابتدا شیاری که کوتاهترین فاصله تا موقعیت فعلی هد را دارد پاسخ دهی می‌شود. این روش دارای حداقل متوسط زمان پیگرد خواهد بود. در این روش اگر دو درخواست دارای کمترین فاصله یکسان داشته باشیم به دلخواه یکی را انتخاب می کنیم.

☑ روش مرور[3]

در این روش، هد از موقعیت فعلی و در یک جهت حرکت می کند و درخواست‌های مطرح شده در مسیرش را جواب می‌دهد. با رسیدن به آخرین استوانه در این جهت به سمت مخالف حرکت کرده و مجددا درخواست-های در مسیرش را پاسخ می‌دهد.

در حالت اصلاح شده این روش، هد تا آخرین استوانه حرکت نمی کند بلکه زمانی که به بالاترین درخواست مطرح شده رسید جهت حرکت را معکوس می کند. درجهت معکوس نیز تا پایین ترین درخواست مطرح شده حرکت و مجددا جهت را عوض می کند.

☑ روش مرور مدور[4]

در این روش مشابه روش SCAN عمل می‌شود با این تفاوت که درخواست‌ها فقط در یک جهت پاسخ داده می‌شوند، یعنی زمانی که هد در حرکت به سمت بالا به آخرین (بالاترین) درخواست مطرح شده رسید از آنجا

[1] LIFO
[2] SSTF
[3] SCAN
[4] CSCAN

به پایین ترین درخواست مطرح شده پرش می‌کند و مجددا در حرکت به سمت بالا درخواست‌ها را پاسخ دهی می‌کند.

معمولا در ارائه یک مثال، موقعیت اولیه هد مشخص می‌شود. برای به دست آوردن متوسط طول پیگرد در هر روش پس از مشخص کردن ترتیب پاسخ دهی به درخواست‌ها و تعیین حاصل جمع تعداد پیگردها این مقدار را بر تعداد درخواست‌های مطرح شده تقسیم می‌کنیم تا متوسط طول پیگرد به دست آید.

مثال ۸ – ۱ موقعیت هد در یک دیسک بر روی شیار صد و جهت حرکت آن به سمت بالا خواهد بود اگر درخواست‌های مطرح شده به ترتیب از چپ به راست به صورت زیر باشند متوسط طول پیگرد در روش‌های FIFO، SSTF، SCAN و CSCAN را به دست آورید.

درخواست‌ها: 55 58 39 18 90 160 150 38 184

FIFO : 100 $\underline{45}$ 55 $\underline{3}$ 58 $\underline{16}$ 39 $\underline{21}$ 18 $\underline{72}$ 90 $\underline{70}$ 160 $\underline{10}$ 150 $\underline{112}$ 38 $\underline{146}$ 184

$$\text{متوسط طول پیگرد} = \frac{45 + 3 + 19 + 21 + 72 + 70 + 10 + 112 + 146}{9}$$

SSTF : 100 $\underline{10}$ 90 $\underline{32}$ 58 $\underline{3}$ 55 $\underline{16}$ 39 $\underline{1}$ 38 $\underline{20}$ 18 $\underline{132}$ 150 $\underline{10}$ 160 $\underline{24}$ 184

$$\text{متوسط طول پیگرد} = \frac{10 + 32 + 3 + 16 + 1 + 20 + 132 + 10 + 24}{9}$$

SCAN: 100 $\underline{50}$ 150 $\underline{10}$ 160 $\underline{24}$ 184 $\underline{94}$ 90 $\underline{32}$ 58 $\underline{3}$ 55 $\underline{16}$ 39 $\underline{1}$ 38 $\underline{20}$ 18

$$\text{متوسط طول پیگرد} = \frac{50 + 10 + 24 + 94 + 32 + 3 + 16 + 1 + 20}{9}$$

C-SCAN: 100 $\underline{50}$ 150 $\underline{10}$ 160 $\underline{24}$ 184 $\underline{166}$ 18 $\underline{20}$ 38 $\underline{1}$ 39 $\underline{16}$ 55 $\underline{3}$ 58 $\underline{32}$ 90

$$\text{متوسط طول پیگرد} = \frac{50 + 10 + 24 + 166 + 20 + 1 + 16 + 3 + 32}{9}$$

سوالات تستی

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- کدام گزینه مربوط به سطوح RAID است که از دسترسی موازی شود می‌برد؟

الف) سطوح ۱و۲ ب) سطوح ۳و۴ ج) سطوح ۲و۳ د) سطوح ۴و۵و۶

۲- در یک دستگاه دیسک خوان و نوشتن روی سیلندر ۱۰۰ قرار دارد و تقاضاهایی برای دستیابی به سیلندرهای دیگر به ترتیب زیر از چپ به راست واصل شده است:

55, 58, 39, 18, 90, 160, 150, 38, 184

اگر از الگوریتم SSTF برای دستیابی به سیلندرها استفاده شود،میانگین طول پیگرد چقدر خواهد بود؟

الف) ۲۷/۵ ب) ۲۷/۸ ج) ۲۷ د) ۵۳/۵

۳- کدام یک از سیاست های زمانبندی دیسک،عادلانه ترین روش محسوب میشود؟

الف) SSTF ب) C-SCAN ج) FIFO د) SCAN

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- اگر شماره شیارهای درخواستی به صورت:

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

باشد و هد در ابتدا در شیار ۵۳ باشد،مجموع تعداد شیارهای طی شده توسط هد در الگوریتم SSTF چه اندازه خواهد بود؟

الف) ۲۳۳ ب) ۲۷۶ ج) ۲۳۰ د) ۲۳۹

۲- کدامیک از الگوریتم های زمانبندی دیسک مشکل گرسنگی دارد؟

الف) SSTF ب) SCAN ج) C.SCAN د) FIFO

از آنجایی که فصل ۴ کتاب، در جزوه وجود ندارد این قسمت مختص تستهای امتحانی این فصل می باشد.

☑ نیم سال اول ۸۹-۹۰

۱- کدام گزینه صحیح نیست؟

الف) نخهای داخل فرآیند با اینکه در حافظه و پرونده ها مشترک هستند،میتوانند بدون دخالت هسته با یکدیگر ارتباط برقرار کنند.
ب) مسدود شدن یک نخ،از اجرای دیگر نخ های آماده آن فرآیند جلوگیری نمی کند.
ج) نخهای یک فرآیند در یک فضای آدرس هستند و بنابراین به یک فضای آدرس مشترک دسترسی دارند.
د). اگر فرآیندی به بیرون مبادله گردد، الزاما تمام نخهایش به بیرون مبادله نخواهد شد.

۲- کدام گزینه جزء امتیازات نخهای سطح کاربر(ULTs) نسبت به نخهای سطح هسته(KLTs)نمی‌باشد؟

الف) نخهای سطح کاربر میتوانند روی هر سیستم عاملی اجرا شوند.
ب) در راهبرد نخ سطح کاربر محض،کاربرد چند نخی میتواند از امتیازات چندپردازشی استفاده کند.
ج) هر کاربرد از نخ میتواند زمانبندی خاص خود را داشته باشد.
د) تعویض نخ،به حالت امتیاز هسته نیاز ندارد.

۳- معماری چند پردازشی(SMP)جزء کدام مجموعه معماری های زیر است؟

الف) SIMD　　ب) MIMD با حافظه توزیعی
ج) MIMD با حافظه مشترک　　د) خوشه ها

☑ نیم سال دوم ۸۹-۹۰

۱- کدام موارد جزء موارد بکارگیری نخها می‌باشد؟

۱.کار پیش زمینه و پس زمینه
۲.پردازش ناهمگام
۳.سرعت اجرا
۴.افزایش اطمینان در بکارگیری منابع اشتراکی

الف) ۱و۲　　ب) ۱و۲و۳　　ج) ۱و۲و۳　　د) ۲و۳و۳

پاسخنامه سوالات تستی

نیم سال اول ۸۹-۹۰	
۱	د
۲	ب
۳	ج
نیم سال دوم ۸۹-۹۰	
۴	د