جلسه پنجم

5- راه حل پیترسون :

توضیح: این الگوریتم از دو تابع Enter(); و Exit(); تشکیل یافته است. قبل از وارد شدن به ناحیه بحرانی هر پردازه باید تابع Enter(); را صدا زده و شماره پردازه خود را به عنوان آرگومان به آن بفرستد.این تابع باعث می شود که پردازه تا زمانی که بتواند بدون خطر وارد ناحیه بحرانی شود، منتظر باقی بماند. پس از انجام کارهای ناحیه بحرانی(دستکاری متغیر های مشترک)، پردازه تابع Exit(); را صدا می زند که نشان دهد کارش در ناحیه بحرانی تمام شده و سایر پردازش ها در صورت نیاز می توانند وارد ناحیه بحرانی بشوند. پردازش ها از دو متغیر مشترک turn و flag استفاده می کنند .

```
int  turn;
int  flag[2]={0};
Enter(int pid)
{
int other;
turn=pid;
flag[pid]=1;
other=1-pid;
while((turn=pid)&&(flag[other]= = 1));
}
-----------------------------------
Exit(pid)
{
Flag[pid]=0;
}
```

دو پردازش همکار p_0 و p_1 توابع فوق را به صورت زیر استفاده می کنند.

پردازش p_1
Enter(1);
Critical_Section();
Exit(1);

پردازش p_0
Enter(0);
Critical_Section();
Exit(0);

الف:این الگوریتم شرط انحصار متقابل را بر آورده می کند، زیرا فرض کنید هر دو پردازه باهم بخواهند وارد ناحیه بحرانی بشوند، چون قبل از ورود به ناحیه بحرانی حلقه while() را داریم، پردازه ای در حلقه می ماند که آخرین با ر مقدار turn را تغییر داده باشد،و پردازه دیگر وارد حلقه می شود.

ب:شرط پیشرفت نیز بر قرار است، زیرا هر پردازه به هنگام خروج از ناحیه بحرانی، flag متناظر خود را صفر کرده و همین عمل اجازه ورود دیگر پردازه ها را با توجه به شرایط پردازه می دهد. به عبارتی پردازه ای که در قسمت R.C خود باشد در تصمیم گیری ورود دیگر پردازه ها به ناحیه بحرانی دخالت ندارد.

از پنج راه حل گفته شده، دو راه حل آخر، که شرایط سه گانه را برآورده می کنند، مشکل Busy waiting (انتظار مشغول) دارند، یعنی اینکه

1- یعنی اگر پروسسی بخواهد به ناحیه بحرانی اش وارد شود ولی اجازه نداشته باشد، در یک حلقه بی کار می افتد، تا هنگامی که اجازه او صادر گردد. این روش باعث اتلاف وقت CPU می گردد.

2- فرض کنید دو پردازه یکی با الویت بالا و دیگری با الویت پایین در سیستم داشته باشیم، اگر پردازه الویت پایین در ناحیه بحرانی باشد و پردازه الویت بالا از راه برسد و بخواهد وارد ناحیه بحرانی بشود.داخل حلقه گیر می افتد. و چون الویت این پردازه بالاتر از الویت پردازه ای می باشد که در ناحیه بحرانی است، بنابراین پردازه موجود در ناحیه بحرانی هیچ فرصت اجرا(بدست آوردن CPU) را ندارد، پس نمی تواند از ناحیه بحرانی خارج شود و پردازه الویت بالا مدام در تست شرایط، مشغول می باشد(تا بی نهایت در حلقه دور می زند). پس هیچ کاری پیش نمی رود.

☐ مشکل دیگر روش های گفته شده این است که قابل تعمیم به مسائل پیچیده نیستند.

6- سمافورها(Semaphores-راهنما ها)

سمافور x یک متغییر صحیح می باشد که جدای از مقدار دهی اولیه،فقط از طریق دو عمل اتمیک استاندارد زیر قابل دسترسی است

$wait() \rightarrow p() - 1$

$signal() \rightarrow v() - 2$

تعریف ساده p و v به صورت زیر است.

Semaphore(x)	
P(x)	v(x)
While(x<=0);	x++
x--	

☐ سمافور ها را می توان برای مساله بخش بحرانی n پردازش استفاده کرد.

فرض کنید دو پردازش p_1 و p_2 به شکل زیر اجرا شوند(مقدار اولیه سمافور 1 می باشد)

p_1	p_2
$p(x);$	$p(x);$
$c++;$	$c--;$
$v(x);$	$v(x);$

فرضا اگر ابتدا پردازه p_1 بخواهد اجرا شود با تابع p مقدار سمافور را صفر می کند و بعد وارد ناحیه بحرانی می شود(جهت دستکاری متغییر مشترک) و در انتها با دستور v مقدار سمافور را یک می کند، که قبل از یک شدن مقدار سمافور، اگر پردازه p_2 می خواست وارد ناحیه بحرانی شود در حلقه $while(x <= 0)$ گیر می افتاد.(تا لحظه ای که پردازه p_1 دستور v را اجرا کند و دوباره مقدار سمافور یک شود)

☐ اگر تعریف p و v به صورت داده شده باشد و سمافور x فقط در بردارنده یک مقدار باشد مشکل **Busy waiting** این جا نیز بر قرار است. برای رفع این مشکل تعریف سمافور ، p و v را کاملتر می کنیم. در این حالت زمانی که پروسس، اجازه ورود به ناحیه بحرانی اش را ندارد بلوکه یا مسدود می شود(به جای آنکه در یک حلقه **while**چرخ بزنند)، بدین ترتیب آن پروسس به حالت تعلیق می رودتا هنگامی که پروسس دیگری آن را بیدار (**wakeup**) کند

☐ساختار واقعی سمافور، p و v به صورت زیر است.

Semaphore x;	
P(x)	v(x)
x.value - -;	x.value++;
if(x.value<0) begin	if(x.value<=0)begin
add process to x.l;	remove a process p from x.l;
block the process;	wakeup(p);
end;	end;

```
Struct semaphore
{
List of process l;
Int value:
}
```

توضیح: وقتی پردازشی عمل p را اجرا کرده و سمافور را غیر مثبت می یابد، باید صبر کند. اما به جای حلقه **while**، پردازش در صف انتظار مربوط به آن سمافور قرار داده می شود و حالت پردازش به **block** تغییر می یابد. سپس کنترل به زمانبند **CPU** منتقل می گردد تا پردازش دیگری را برای اجرا، انتخاب کند. فرایندی که **block** شده بر اثر اجرای عمل p توسط فرایند دیگر از سر گرفته می شود. این فرایند توسط یک عمل **wakeup** بیدار شده و از حالت انتظار به حالت آماده می رود و در صف Re**ady** قرار داده می شود.

- در ساختار جدید مقدار سمافور می تواند منفی باشد، که قدر مطلق این مقدار برابر تعداد پردازه هائی است که منتظر این سمافور هستند
- اگر در هنگام اجرای دستور **wakeup**(x) پردازش x در حالت بلوکه نباشد، این دستور هیچ عملی خاصی را انجام نمی دهد و اثری ندارد.

مسئله تولید کننده-مصرف کننده: دو پردازه تولید کننده و مصرف کننده وجود دارد که به طور همروند اجرا می شوند، تولید کننده یک سری اقلام اطلاعاتی را تولید می کند و در یک بافر که اندازه آن محدود است قرار می دهد. پردازه مصرف کننده این اقلام اطلاعاتی را از بافر برداشته و اجرا می کند.

```
Int  Buffer[max];
Int count=0;
Producer(){
While(1){
Produce an item;
Buffer[count]=item;
Count ++;
}
Concumer(){
Count--;
Item=Buffer[count];
Consum an item;
}
```

نکته: دستورات $count++$ و $count--$ به صورت زیر عمل می کنند.

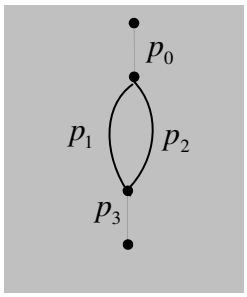
Count--	Count++
Mov Ax,Count;	Mov Ax,Count;
Sub Ax,1;	Add Ax,1;
Mov Count,Ax;	Mov Count,Ax;

- محدودیت هائی که در این مسئله وجود دارند عبارتند از:
- اگر بافر پر باشد و تولید کننده بخواهد یک قلم اطلا عاتی را در بافر قرار دهد، می بایست صبر کند تا بافر خالی شود.
- اگر بافر خالی باشد ومصرف کننده بخواهد یک قلم اطلا عاتی را از بافر بردارد، می بایست صبر کند تا اطلاعاتی در بافر قرار داده شود.
- مشکل دیگر مربوط به متغییر مشترک **count** می باشد، به طور مثال فرض کنید $count = 3$ باشد، و پردازه مصرف کننده بخواهد یک قلم اطلاعاتی رااز بافر بردارد، در این صورت اگر این پردازه به دستور Mov Ax,Count; برسد سه را در **Ax** قرار می دهد، حال قبل از اینکه مقدار تغییر یافته **count** یعنی دو در **Ax** نوشته شود، **Context switching** رخ می دهد و پردازه تولید کننده اجرا می شود.این پردازه مقدار **count** را سه می بیند، و بنا براین سه را در **Ax** قرار می دهد. اگر پردازه تولید کننده ابتدا، مقدار تغییر یافته **count** را بنویسد و بعد از آن پردازه مصرف کننده مقدار تغییر یافته **count** را بنویسد، مقدار **count**، دو خواهد شد و در حالت بر عکس مقدار نهائی چهار خواهد شد. که هر دو حالت نادرست هستند، زیرا مقدار نهائی باید سه باشد، پس این مشکلات می بایست حل شوند. با استفاده از سمافور ها می توانیم برنامه تولید کننده و مصرف کننده را به شکل زیر بنویسیم.

```
Semaphor  mutex=1, Count=0;
Semaphor  empty=max;
Semaphor  full=0;
Producer(){
While(1){
Produce an item;
P(empty);
P(mutex);
Buffer[count]= item;
Count ++;
V(mutex);
```

```
Consumer(){
 while(1){
P(full);
 P(mutex);
Count - -;
 item=Buffer[count];
 V(mutex);
 V(empty);
  consum the item;
  }}
```

مثال: فرض کنید پردازه های p_3, p_2, p_1, p_0 می خواهند به صورت هم روند اجرا شوند. با استفاده از سمافور ها دستوراتی بنویسید، که هماهنگی بین پردازه ها را به صورت شکل فوق فراهم کنند



حل:

Semaphor $S_{12} = 0$ Semaphore $S_3 = 0$

Cobegin( ){

$p_0(), p_1(), p_2(), p_3()$

}

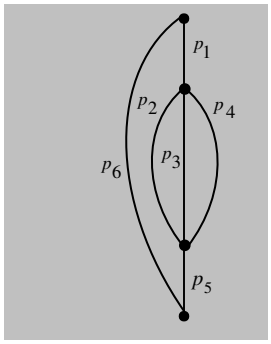
$P_0(){$
$\vdots$
$V(S_{12})$
$V(S_{12})$
$}$

$P_1(){$
$P(S_{12})$
$\vdots$
$V(S_3)$
$}$

$P_2(){$
$P(S_{12})$
$\vdots$
$V(S_3)$
$}$

$P_3(){$
$P(S_3)$
$P(S_3)$
$\vdots$
$}$

مثال: فرض کنید پردازه های $p_6, p_5, p_3, p_2, p_1, p_1$ می خواهند به صورت هم روند اجرا شوند. با استفاده از سمافور ها دستوراتی بنویسید، که هماهنگی بین پردازه ها را به صورت شکل فوق فراهم کنند



حل:

$semaphor\ s_1 = 0\ , s_{234} = 0;$

Cobegin( ){

$p_1(), p_2(), p_3(), p_4(), p_5(), p_6()$

}

$p_1(){$
$\vdots$
$V(s_1);$
$V(s_1);$
$V(s_1);$
$}$

$p_2(){$
$P(s_1)$
$\vdots$
$V(s_{234});$
$}$

$p_3(){$
$P(s_1)$
$\vdots$
$V(s_{234});$
$}$

$p_4(){$
$P(s_1)$
$\vdots$
$V(s_{234});$
$}$

$p_5(){$
$P(s_{234});$
$P(s_{234});$
$P(s_{234});$
$\vdots$
$}$

$p_6(){$
$\vdots$
$comands$
$\vdots$
$}$

پایان جلسه پنجم