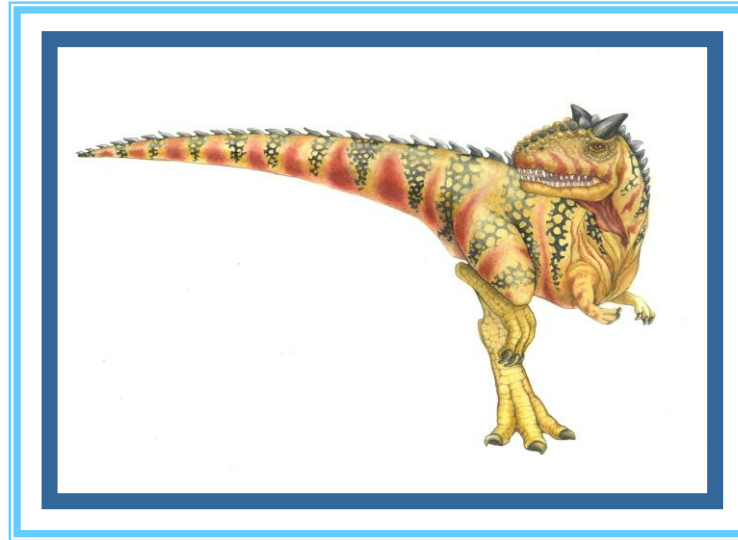


5. Bölüm: CPU Çizelgeleme (CPU Scheduling)





5. Bölüm: İş Sıralama (CPU Çizelgeleme)

- Temel Kavramlar
- Çizelgeleme Kriterleri
- Çizelgeleme Algoritmaları
- İş Parçacığı Çizelgeleme
- Çoklu-işlemci Çizelgeleme
- Gerçek-zamanlı CPU Çizelgeleme
- İşletim Sistemleri Örnekleri
- Algoritma Değerlendirme





Hedefler

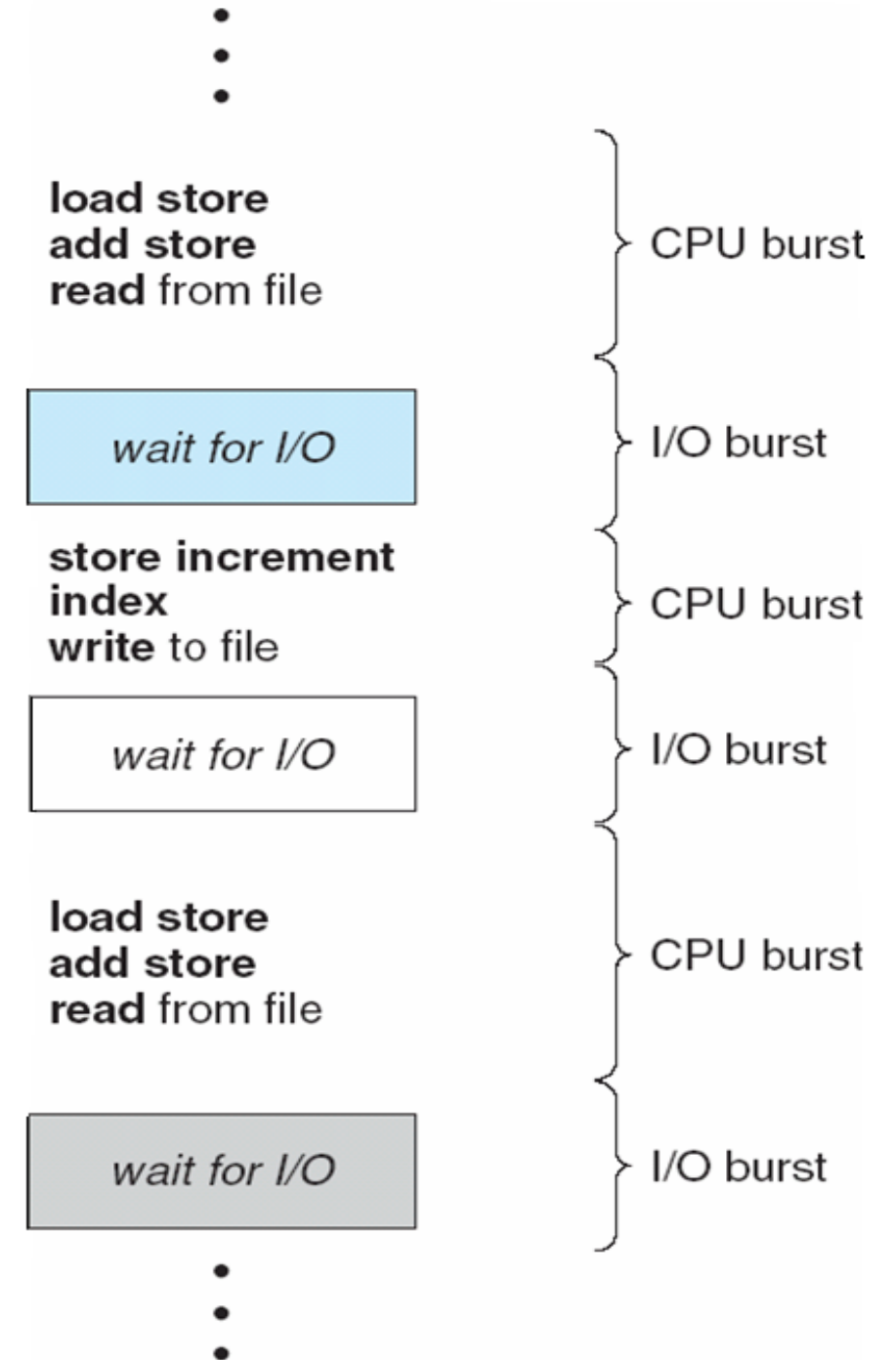
- Çoklu-programlı(multi-programmed) işletim sistemlerine temel teşkil eden CPU Çizelgeleme konusunu anlamak
- Çeşitli CPU Çizelgeleme algoritmalarını tanıtmak
- Belirli bir sistem için CPU Çizelgeleme algoritma seçim kriterlerini değerlendirmek
- Çoklu-programlamanın amacı, CPU kullanımını en üst düzeye çıkarmak için bazı işlemlerin her zaman çalışmasını sağlamaktır.





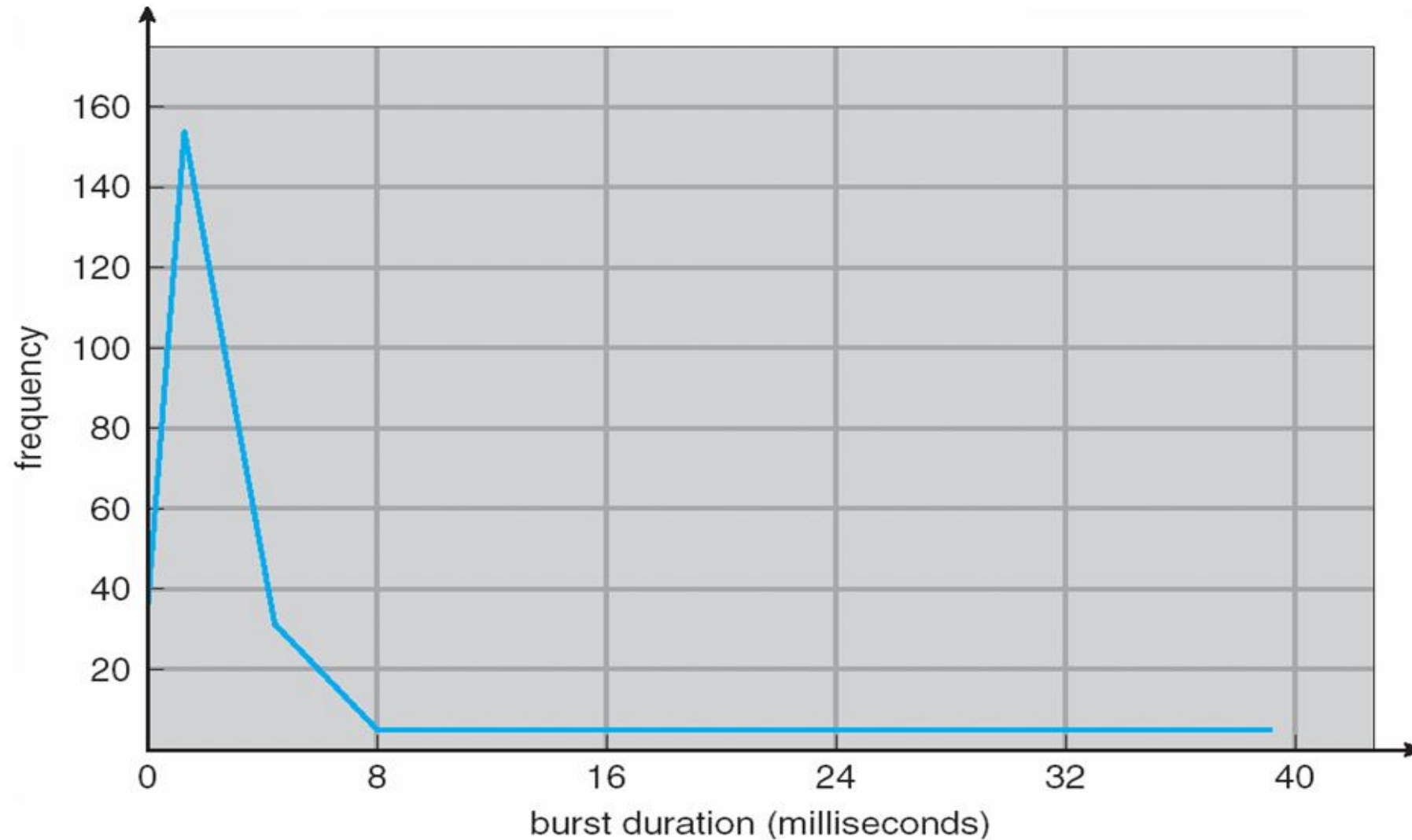
Temel Kavramlar

- Çoklu-programlama sonucu **maksimum CPU kullanımı** elde edilir
- CPU–I/O Patlama (Burst) Çevrimi – Proses yürütülürken CPU’nun yürütülmesi ve I/O beklemesinden oluşan bir çevrimdir
- **CPU patlamasının ardından I/O patlaması gelir**
- **CPU patlama** dağılımı ana ilgi noktasıdır





CPU-patlama Zamanları



- Eğri genel olarak üstel veya hiper-üstel olarak karakterize edilir;
- Çok sayıda kısa CPU patlamaları ve az sayıda uzun CPU patlamaları.





CPU Çizelgeleyici

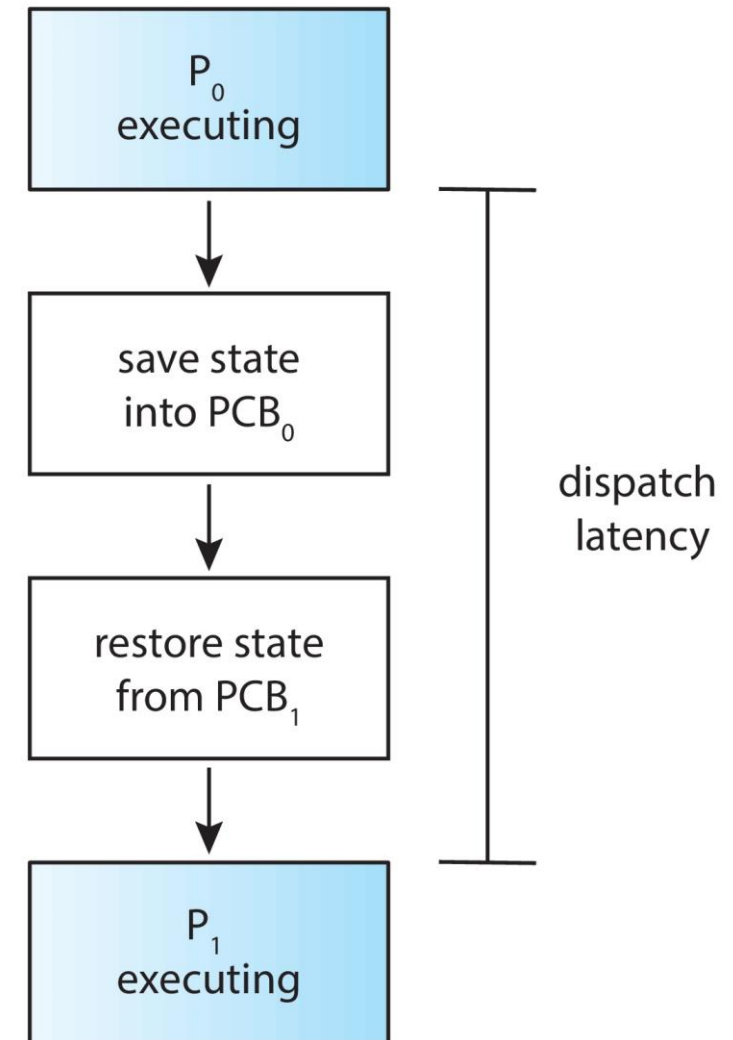
- Hazır kuyruğunda bekleyen prosesler arasından seçim yapar ve CPU'yu birine tahsis eder.
 - Kuyruk çeşitli şekillerde sıralanabilir
 - Bununla birlikte, kavramsal olarak hazır kuyruktaki tüm işlemler, CPU üzerinde yürütülme şansını bekleyerek sıralanır. Kuyruklardaki kayıtlar genellikle proses kontrol blokları (PCB'leri) 'dir.
- CPU Çizelgeleme kararları aşağıdaki durumlarda verilir:
 1. Çalışıyor durumundan bekleme durumuna geçerken (I/O için bekleme olabilir)
 2. Çalışıyor durumundan hazır durumuna geçerken (Kesme ile olabilir)
 3. Bekleme durumunda hazır durumuna geçerken (I/O işlemi bitmiş olabilir)
 4. Proses sonlanınca
- 1 ve 4 durumları **kesintisiz – nonpreemptive, başka seçenek yok**
- Diğer tüm çizelgeleme işlemleri **kesintili - preemptive**
 - Paylaşılan veriye erişim,
 - Çekirdek modundayken kullanıcı moduna geçiş veya
 - Önemli OS işlemleri esnasında olan kesmeler gibi





Görevlendirici - Dispatcher

- Görevlendirici modülü CPU'nun kontrolünü kısa vadeli çizelgeleyici tarafından seçilen prosese verir. Bu işlem aşağıdaki işlemleri içerir:
 - Bağlam (İçerik) değişimi
 - Kullanıcı moduna geçiş
 - Kullanıcı programını yeniden başlatmak için programdaki uygun bir konuma dallanma
- **Görevlendirici olabildiğince hızlı olmalı**
- **Görevlendirme Gecikmesi**– bir prosesi sonlandırmak ve bir başkasını çalıştırmak için geçen süre





Çizelgeleme Kriterleri

- **CPU kullanımı** – CPU’yu olabildiğince meşgul tut
- **İş çıkarma oranı (throughput)** – birim zamanda çalışmasını tamamlanan proses sayısı
- **İş bitirme zamanı** – belirli bir prosesin yürütülmesi için gerekli zaman
- **Bekleme zamanı** – hazır kuyruğundaki beklemekte olan prosesin geçirdiği süre
- **Cevap zamanı** – bir istek gönderildikten ilk cevap alınana (çıkış değil) kadarki geçen süre





Çizelgeleme Algoritması Optimizasyon Kriterleri

- Max CPU kullanımı
 - Max iş çıkarma oranı
 - Min iş bitirme zamanı
 - Min bekleme zamanı
 - Min cevap zamanı
-
- CPU kullanımı
 - İş çıkarma oranı = $\text{iş} / \text{zaman}$
 - İş bitirme zamanı = Tamamlanma zamanı – varış zamanı
 - Bekleme zamanı = İş bitirme zamanı – patlama (Burst) zamanı
 - Cevap zamanı = Ort. ilk verilen cevap süreleri





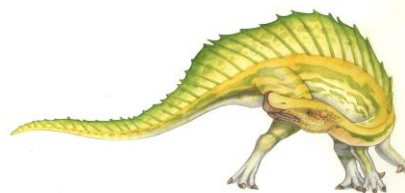
İlk Gelen İlk Çalışır Algoritması (First-Come, First-Served - FCFS)

<u>Proses</u>	<u>Patlama zamanı</u>
P_1	24
P_2	3
P_3	3

- Proseslerin P_1 , P_2 , P_3 sırasında geldiğini varsayalım
Gantt Diyagramı :



- Bekleme zamanları $P_1 = 0$; $P_2 = 24$; $P_3 = 27$
- Ortalama bekleme zamanı: $(0 + 24 + 27)/3 = 17$
- Ortalama cevap zamanı: $(0 + 24 + 27)/3 = 17$
- Ortalama iş bitirme zamanı: $(24 + 27 + 30)/3 = 81/3=27$
- Throughput (İş çıkarma Oranı)= $3/30= 0.1$ iş/zaman





FCFS Çizelgeleme (Devam)

Proseslerin aşağıdaki sırada geldiğini varsayalım:

$$P_2, P_3, P_1$$

■ Gantt diyagramı :



- Ortalama bekleme zamanı: $(6 + 0 + 3)/3 = 3$
- Ortalama cevap zamanı: $(6 + 0 + 3)/3 = 3$
- Ortalama iş bitirme zamanı: $(3 + 6 + 30)/3 = 39/3=13$
- Throughput (İş çıkarma Oranı)= $3/30= 0.1$ iş/zaman
- Az önceki durumdan daha iyi. FCFS durumlardan çok etkilenir
- **Konvoy etkisi** – uzun proseslerin arkasında kısa proseslerin beklemesi
 - Bir adet CPU-bağımlı proses ve birden fazla I/O-bağımlı prosesler durumu gibi





En Kısa İş Önce

(Shortest-Job-First - SJF) Algoritması

- Her bir prosesin bir sonraki CPU patlama süresiyle ilişkilendirilir
 - en kısa zamanlı prosesi tespit etmek için bu zaman değerlerini kullan
- SJF en uygundur – verilen bir grup proses için minimum ortalama bekleme zamanına elde edilir.
 - (Zorluk) bir sonraki CPU isteğinin patlama süresinin hesaplanmasındadır
 - Kullanıcıdan istenir





SJF örneği

Proses

P_1

P_2

P_3

P_4

Patlama Zamanı

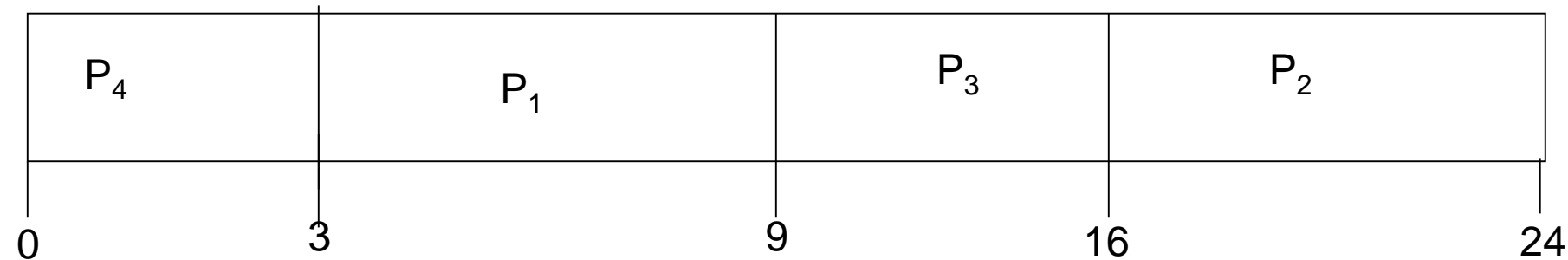
6

8

7

3

■ SJF iş sıralama diyagramı



- Ortalama bekleme zamanı= $(3 + 16 + 9 + 0) / 4 = 7$
- Ortalama cevap zamanı: $(3 + 16 + 9 + 0) / 4 = 28 / 4 = 7$
- Ortalama iş bitirme zamanı: $(9 + 24 + 16 + 3) / 4 = 52 / 4 = 13$
- Throughput (İş çıkarma Oranı)= $4 / 24 = 0.166$ iş/zaman





Bir Sonraki CPU Patlama Boyutunun Belirlenmesi

- Süre sadece tahmin edilebilir – bir öncekine benzer olur
 - Bir sonraki CPU patlaması en kısa tahmin edilen prosesi al
- Üstel ortalama ve bir önceki CPU patlama süresi kullanılarak hesaplanabilir
 1. t_n = actual length of n^{th} CPU burst
 2. τ_{n+1} = predicted value for the next CPU burst
 3. $\alpha, 0 \leq \alpha \leq 1$
 4. Define:

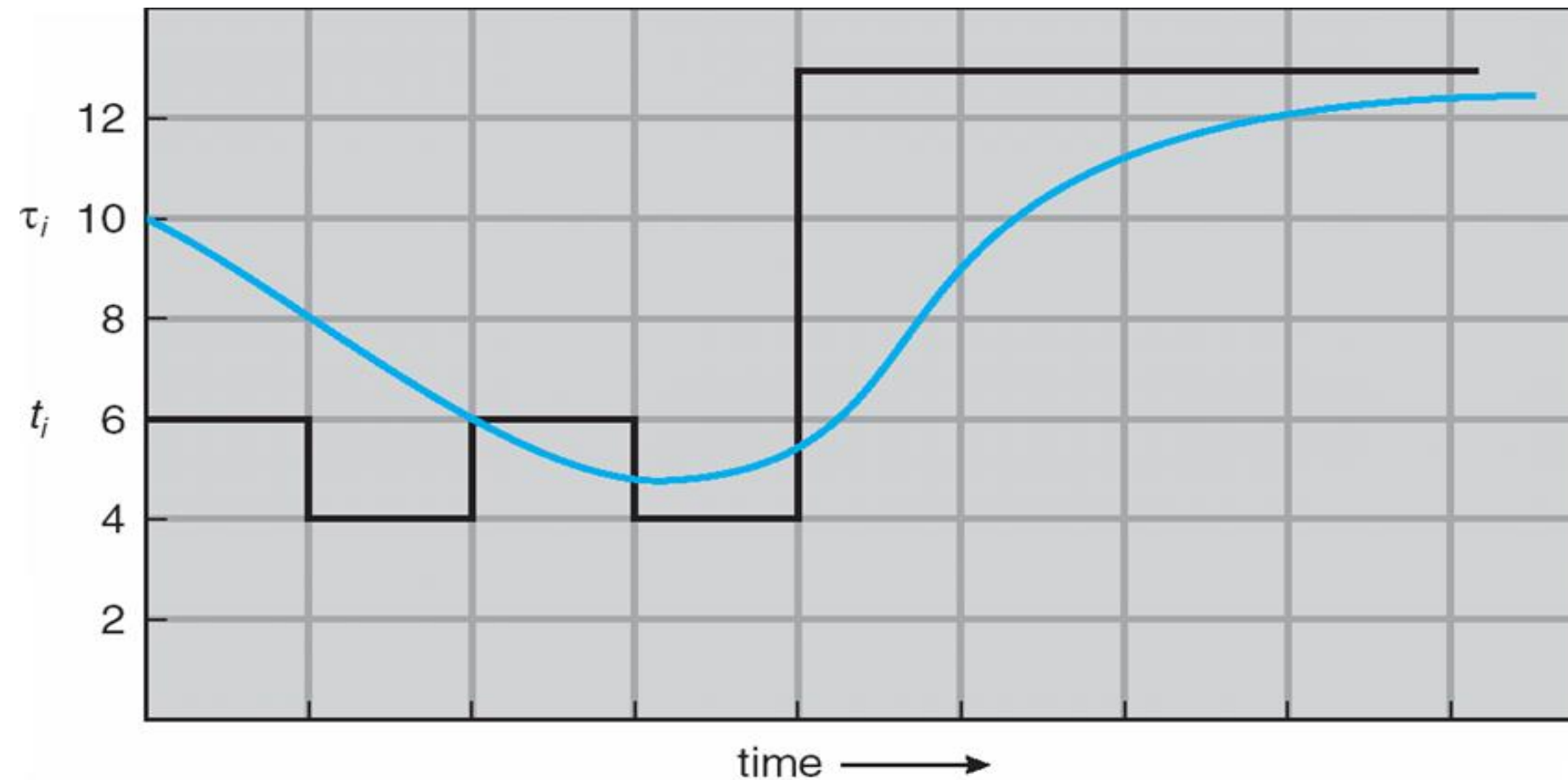
$$\tau_{n+1} = \alpha t_n + (1 - \alpha)\tau_n$$

- Genelde , $\alpha = 1/2$ seçilir. α parametresi tahminimizdeki en son ve geçmişteki işlemin bağlı ağırlığını kontrol eder.
- preemptive versiyonu **en kısa kalan zaman önce** olarak adlandırılır





Bir Sonraki CPU Patlamasının Süresinin Tahmini



CPU burst (t_i)	6	4	6	4	13	13	13	...
"guess" (τ_i)	10	8	6	5	9	11	12	...





Üstel Ortalama Örnekleri

■ $\alpha = 0$

- $\tau_{n+1} = \tau_n$
- Son kayıtlar hesaba katılmaz

■ $\alpha = 1$

- $\tau_{n+1} = \alpha t_n$
- Sadece en son gerçek CPU patlaması hesaba katılır

■ Eğer formülü genişletirsek:

$$\begin{aligned}\tau_{n+1} = & \alpha t_n + (1 - \alpha)\alpha t_{n-1} + \dots \\ & + (1 - \alpha)^j \alpha t_{n-j} + \dots \\ & + (1 - \alpha)^{n+1} \tau_0\end{aligned}$$

- ## ■ α ve $(1 - \alpha)$ 1 e eşit veya daha küçük olduğu için, her bir terim kendisinden bir öncekine göre daha az ağırlığı vardır



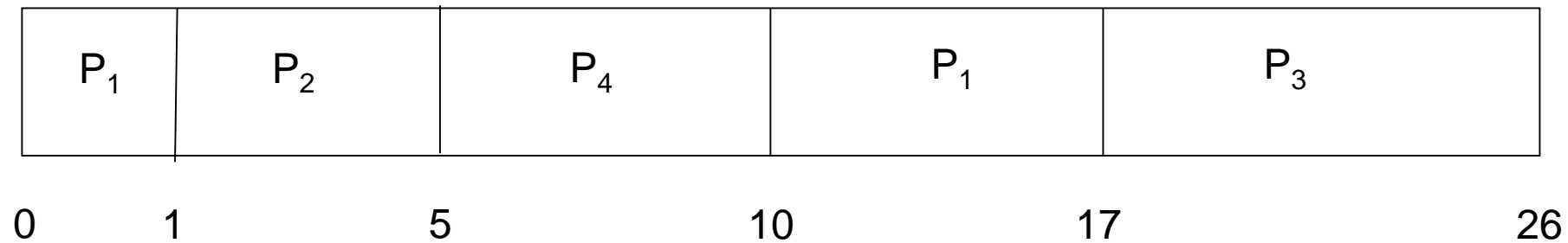


En Kısa Kalan Zaman Önce Örneği

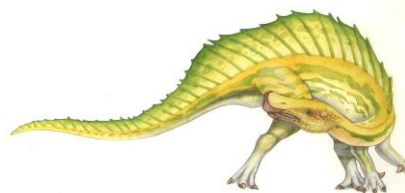
- Bu örnekte farklı varış zamanı ve kesintili olan prosesleri analiz ederiz.

<u>Proses</u>	<u>Varış Zamanı</u>	<u>Patlama Zamanı</u>
P_1	0	8
P_2	1	4
P_3	2	9
P_4	3	5

- *Kesintili SJF Gantt Diyagramı*



- Ortalama Bekleme zamanı= $[(10-1)+(1-1)+(17-2)+5-3]/4 = 26/4 = 6.5$ msec
- Ortalama cevap süresi = $(0+0+15+2)/4=4.25$
- Ortalama iş bitirme zamanı: $(17 +4+24+ 7)/4 = 52/4=13$
- Throughput (İş çıkarma Oranı)= $4/26= 0.153$ iş/zaman





Öncelikli Çizelgeleme

- Bir öncelik sayısı (tamsayısı) her bir prosese atanır
- CPU en yüksek öncelik değerine sahip prosese tayin edilir (en küçük tamsayı \equiv en yüksek öncelik)
- SJF bir öncelikli çizelgelemedir (tahmini bir sonraki CPU patlama zamanının tersinin öncelik olduğu bir öncelikli iş sıralama yaklaşımıdır)
- Problem \equiv **Açlıktan Ölme (Starvation)** – düşük öncelikli prosesler hiç çalışmayabilir
- Çözüm \equiv **Yaşlandırma** – zaman ilerlerken proses önceliğini artır

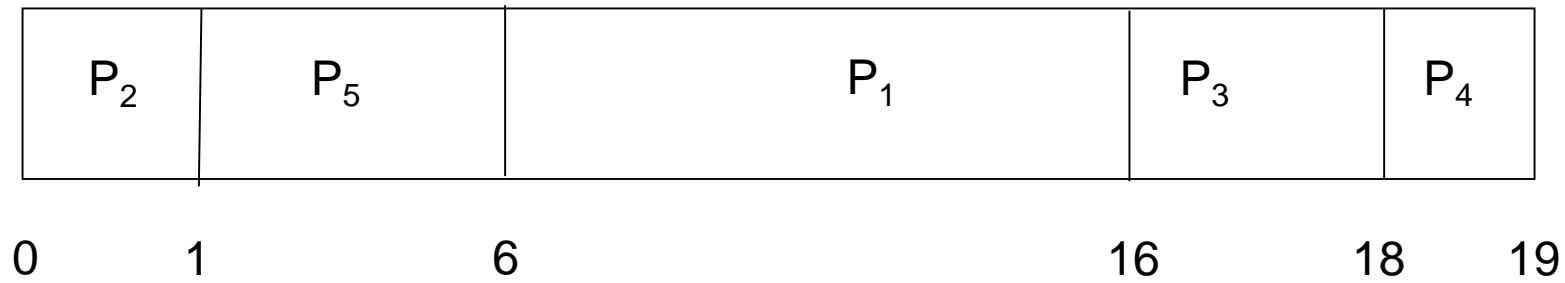




Öncelikli İş Sıralama Örneği

<u>Proses</u>	<u>Patlama Zamanı</u>	<u>Öncelik</u>
P_1	10	3
P_2	1	1
P_3	2	4
P_4	1	5
P_5	5	2

■ Öncelikli İş Sıralama Gantt Diyagramı



- Ortalama bekleme zamanı = 8.2 msec
- Ortalama cevap süresi = $(6+0+16+18+1)/5=8.2$
- Ortalama iş bitirme zamanı: $(16+1+18+19+6)/5 = 60/5=12$
- Throughput (İş çıkarma Oranı)= $5/19= 0.26$ iş/zaman





Çevrimsel Sıralı (Round Robin - RR)

- Her bir proses genellikle 10-100 milisaniye arası küçük bir zaman süresince CPU'ya sahip olur .
- Bu zaman değerine **kuantum zamanı** denir ve q ile gösterilir.
- Bu süre tamamlandıktan sonra proses kesilir ve hazır kuyruğunun sonuna eklenir.
- Eğer hazır kuyruğunda n adet proses varsa ve kuantum zamanı değeri q ise her bir proses $1/n$ kadar CPU 'yu elde eder. Hiçbir proses $(n-1)q$ süresinden daha fazla beklemez
- Zamanlayıcı bir sonraki prosesi devreye sokmak için her bir kuantum sonunda keser.
- Performans
 - q büyük olursa \Rightarrow FIFO gibi çalışır
 - q küçük $\Rightarrow q$ bağlam-içerik değişimine göre büyük olmalıdır aksi halde sistem kasılır





RR Örneği (q = 4)

<u>Process</u>	<u>Patlama Zamanı</u>
----------------	-----------------------

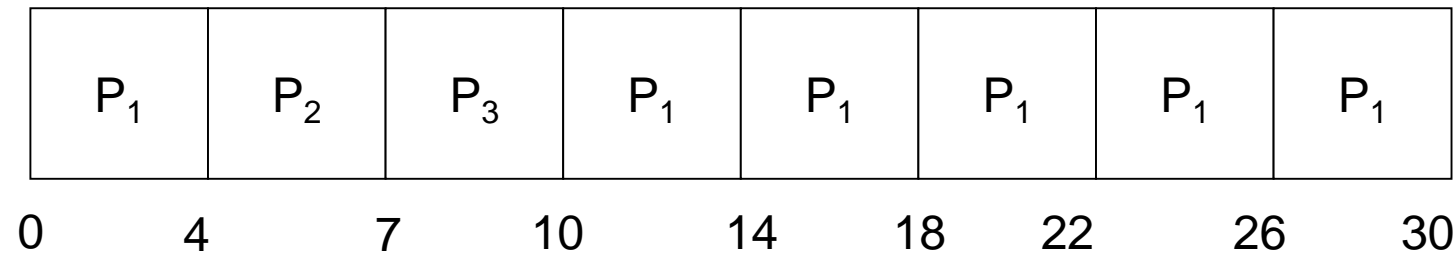
P_1	24
-------	----

P_2	3
-------	---

P_3	3
-------	---

- Ortalama bekleme zamanı = $(6+4+7)/3=17/3=5.6$
- Ortalama cevap süresi = $(0+4+7)/3=3.66$
- Ortalama iş bitirme zamanı: $(30+7+10)/3=15.66$
- Throughput (İş çıkarma Oranı)= $3/30= 0.1$ iş/zaman

■ Gantt diyagramı:

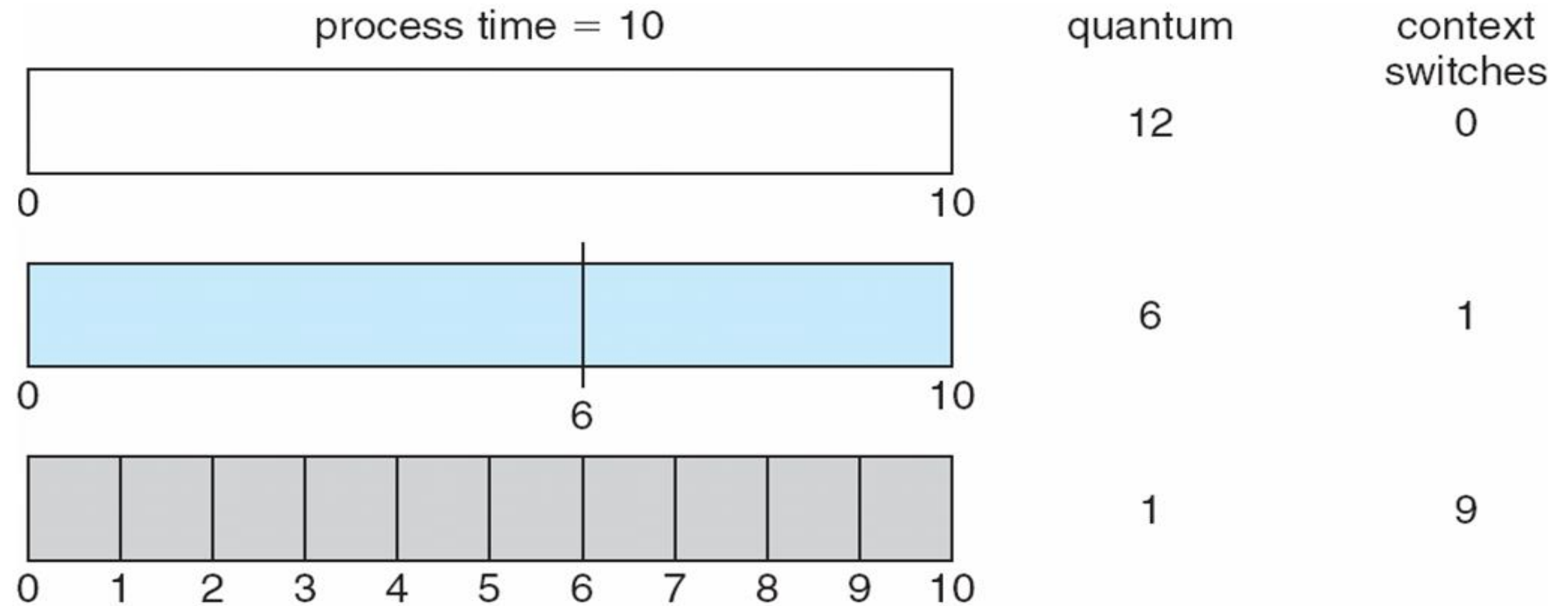


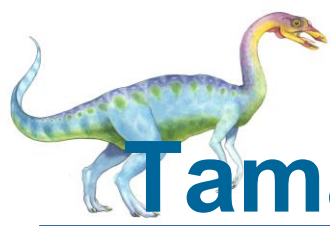
- Tipik olarak, SJF'den daha yüksek bir iş bitirme zamanı, ancak daha iyi bir cevap zamanına sahiptir.
- q bağlam değişimi zamanına göre büyük olmalıdır
- q genellikle 10ms ila 100ms, bağlam değişimi < 10 usec



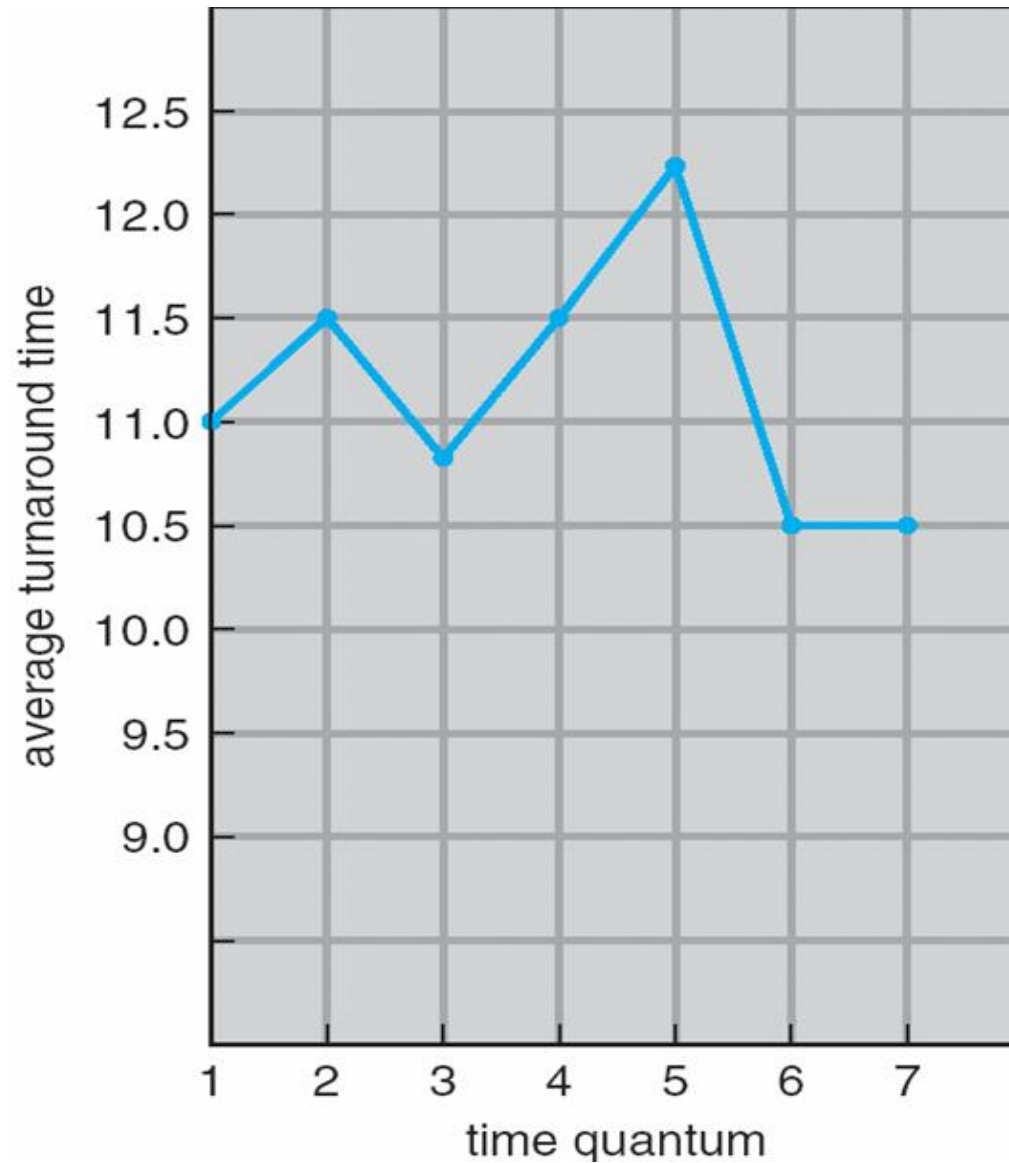


Kuantum Zamanı and Bağlam Değişim Zamanı





Tamamlanma Zamanının Kuantum Zamanıyla Değişimi



process	time
P_1	6
P_2	3
P_3	1
P_4	7

CPU patlamalarının 80% i
q dan daha küçük olmalıdır





Priority Scheduling w/ Round-Robin

<u>Process</u>	<u>Burst Time</u>	<u>Priority</u>
----------------	-------------------	-----------------

P_1

4

3

P_2

5

2

P_3

8

2

P_4

7

1

P_5

3

3

- Ortalama bekleme zamanı = $(22+11+12+0+24)/5=13,8$

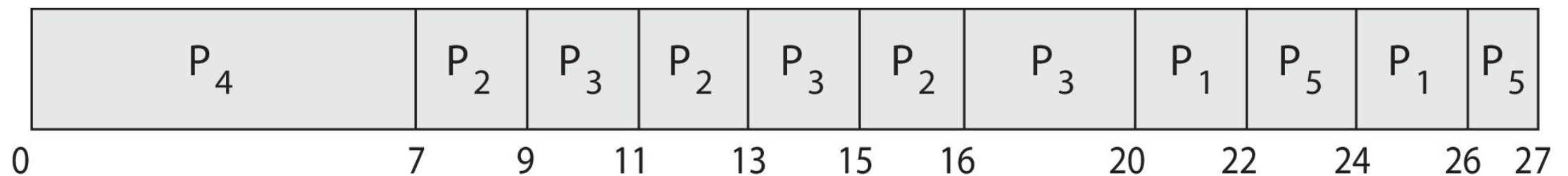
- Ortalama cevap süresi = $(20+7+9+0+22)/5=11,6$

- Ortalama iş bitirme zamanı: $(26+16+20+7+27)/5=19,2$

- Throughput (İş çıkarma Oranı)= $5/27= 0.185$ iş/zaman

❑ Prosesi en yüksek önceliğe sahip olarak çalıştırın. Aynı önceliğe sahip prosesler round robinle çalışır

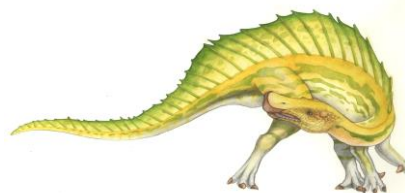
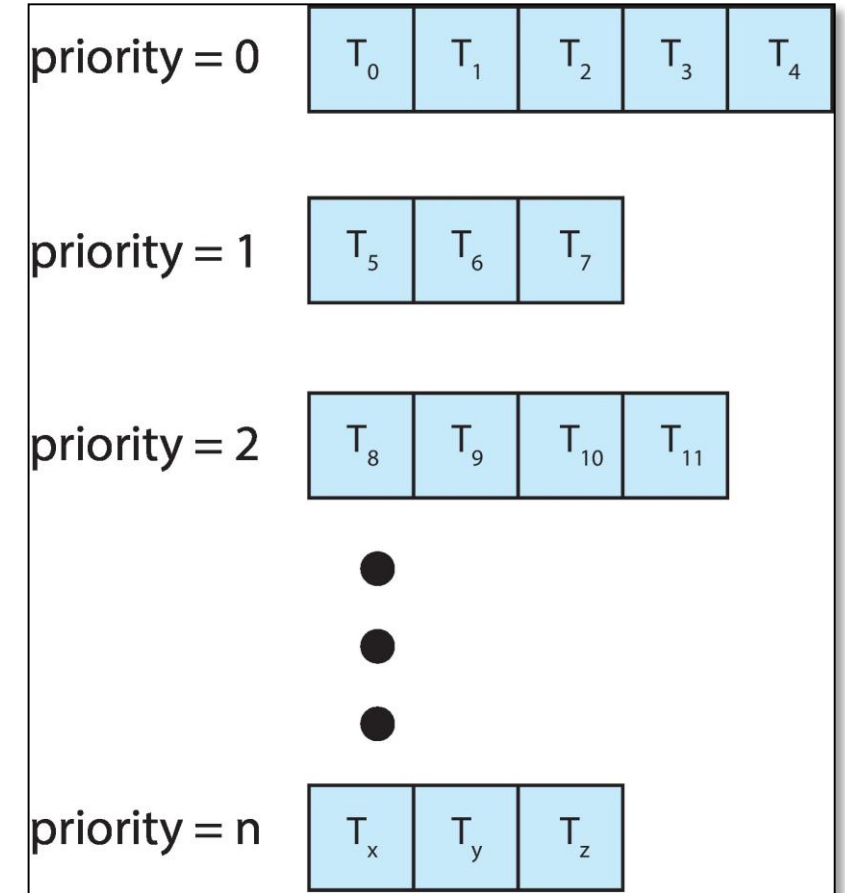
❑ Gantt Grafiği 2 ms süreli kuantum





Çok Seviyeli Kuyruk

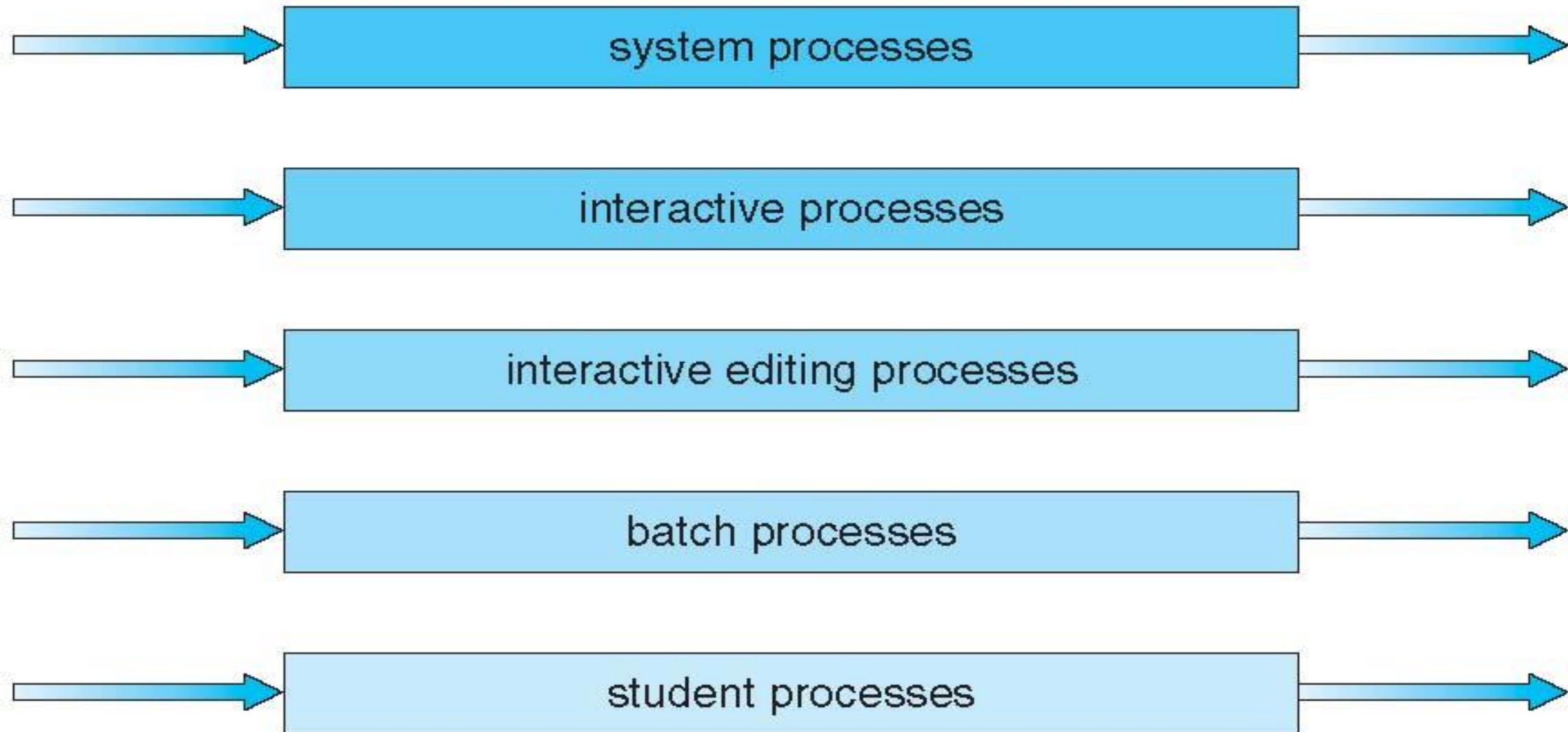
- Hazır kuyruğu ayrı kuyruklar halinde düzenlenir, ör:
 - Ön plan (interaktif)
 - Arkaplan (toplu iş - batch)
- Herbir kuyruğun farklı yanıt süresine ihtiyaçları vardır
- Proses sürekli bir kuyruktadır
- Her kuyruk kendi çizelgeleme algoritmasına sahiptir.
- ön plan – çevrimsel sıralı - RR
- arka plan – FCFS
- İş sıralama kuyruklar arasında yapılmalıdır:
 - Sabit öncelikli iş sıralama (ön plandakilerin tümü bittikten sonra arka plandakilere hizmet edilir). Ölüm olasılığı.
 - Zaman dilimli iş sıralama– her kuyruk belirli bir CPU zamanını elde eder ve prosesleri arasında paylaştırır, RR' de ön plana kadar 80%
 - FCFS'de arka plan için 20%



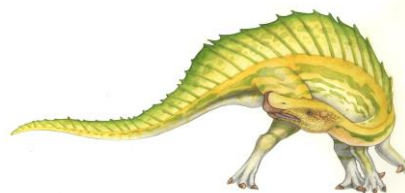


Çok Seviyeli Kuyruk Çizelgeleme

highest priority



lowest priority





Çok Seviyeli Geri Beslemeli Kuyruk

- Bir proses çeşitli kuyruklar arasında hareket edebilir; yaşlandırma bu şekilde uygulanabilir
- Çok seviyeli-geri besleme kuyruğu iş sıralama işlemi aşağıdaki parametreler ile tanımlanır :
 - Kuyruk sayısı
 - Her kuyruğun iş sıralama algoritması
 - Bir prosesin ne zaman bir üst kuyruğa geçeceğini belirleme yöntemi
 - Bir prosesin ne zaman bir alt kuyruğa geçeceğini belirleme yöntemi
 - Bir prosesin çalışmaya ihtiyaç duyduğunda hangi kuyruğa ekleneceğini belirleme yöntemi





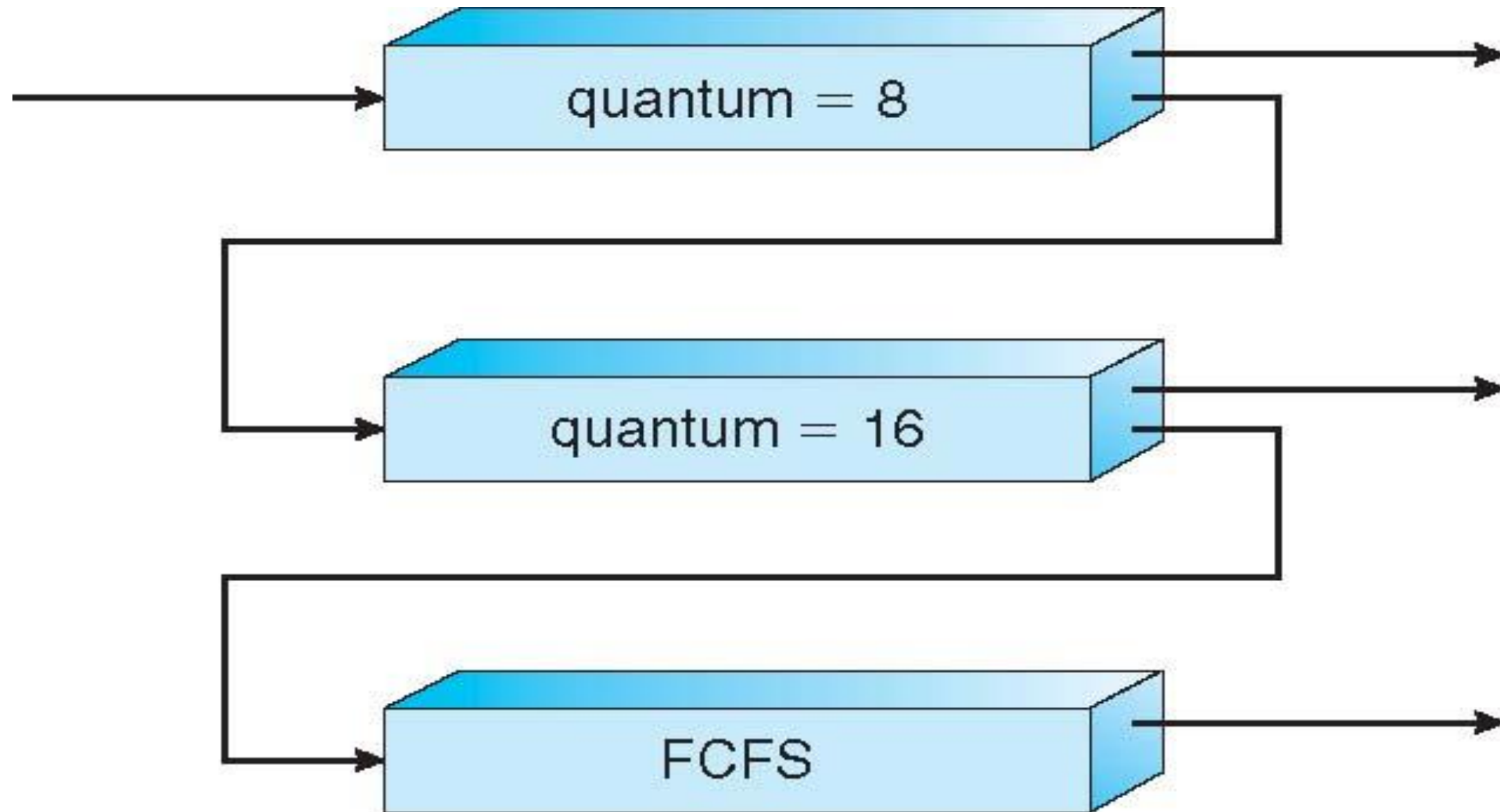
Çok Seviyeli Geri Besleme Kuyruğu Örneği

- Üç adet kuyruk:
 - Q_0 – 8 milisaniye kuantum değerine sahip RR
 - Q_1 – 16 milisaniye kuantumlu RR
 - Q_2 – FCFS
- İş Sıralama
 - Yeni bir görev Q_0 kuyruğuna girer ve FCFS olarak hizmet görür
 - ▶ CPU'yu ele geçirdiğinde 8 milisaniyesi vardır
 - ▶ 8 milisaniyede işini bitiremezse, Q_1 kuyruğuna geçer
 - Q_1 kuyruğunda görev yine FCFS gibi işlenir ve ilave 16 milisaniye alır
 - ▶ hala işini tamamlayamazsa kesilir ve Q_2 ye iletilir.





Çok Seviyeli Geri Besleme Kuyruğu

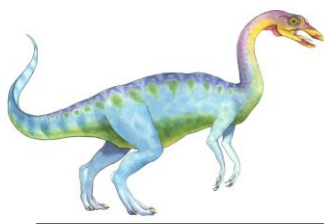




Kısa Sınav SRTF

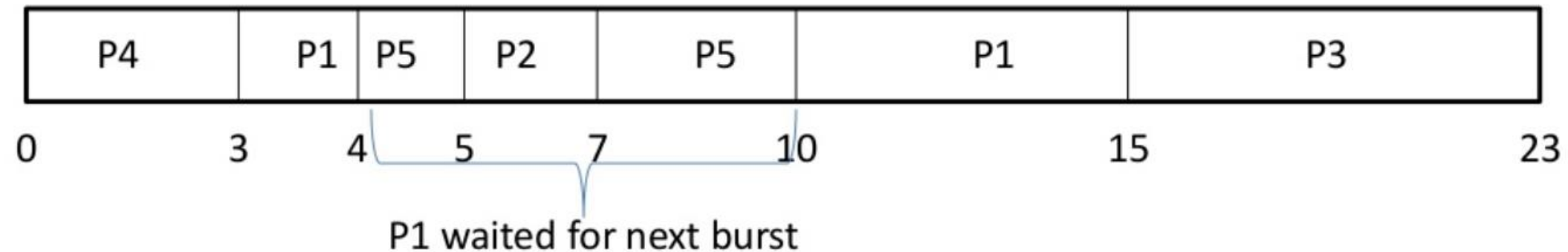
process	Burst time	Arrival time
P1	6	2
P2	2	5
P3	8	1
P4	3	0
P5	4	4





Quiz

process	Burst time	Arrival time
P1	6	2
P2	2	5
P3	8	1
P4	3	0
P5	4	4



Waiting time = Start time – Arrival time + wait time for next burst

$$P4 = 0 - 0 = 0$$

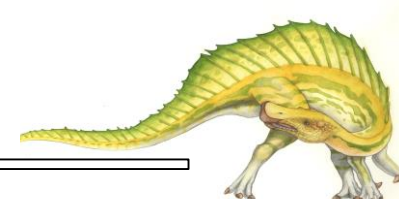
$$P1 = (3 - 2) + 6 = 7$$

$$P2 = 5 - 5 = 0$$

$$P5 = 4 - 4 + 2 = 2$$

$$P3 = 15 - 1 = 14$$

$$\text{Av. Waiting Time} = \frac{0+7+0+2+14}{5} = \frac{23}{5} = 4.6$$

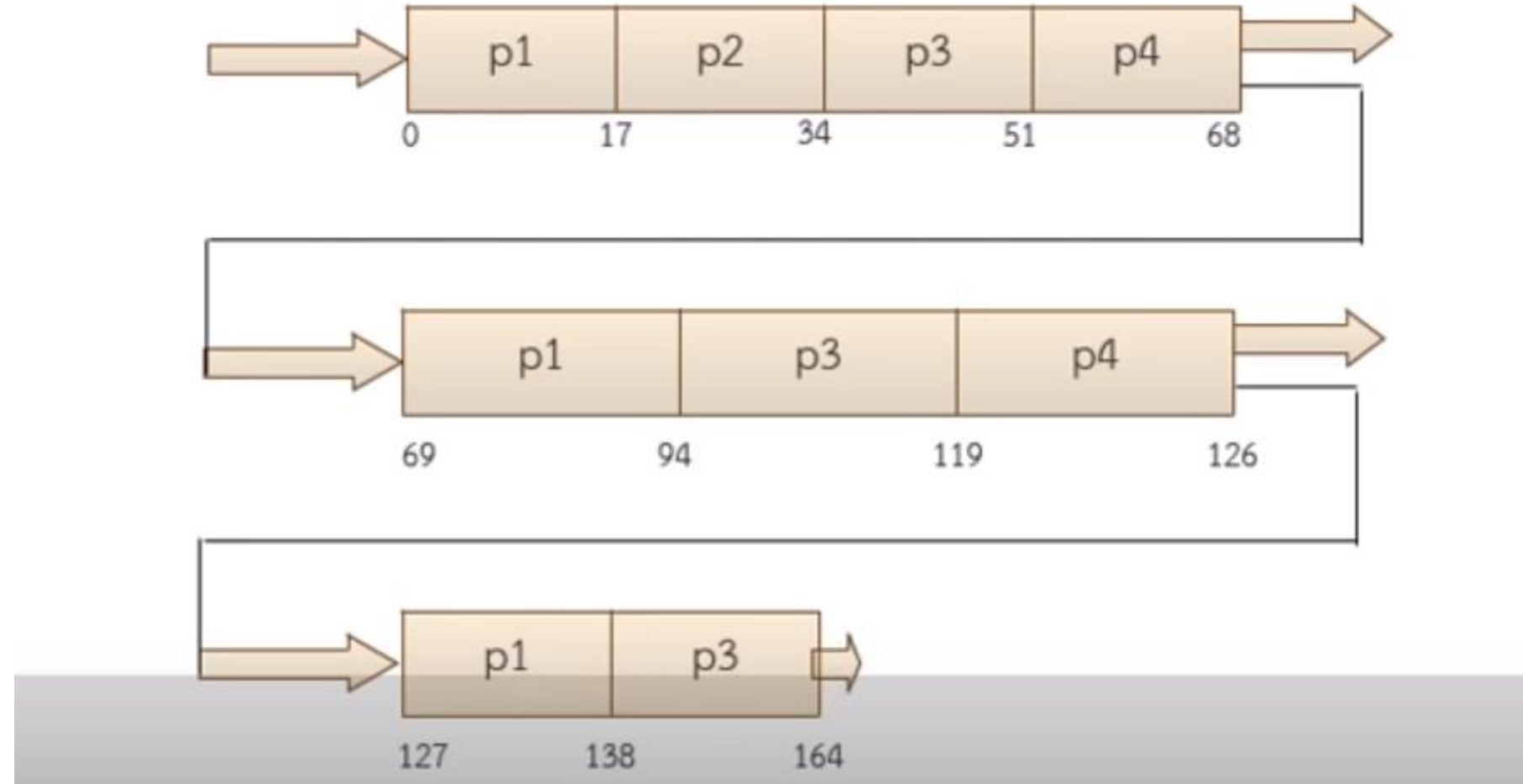




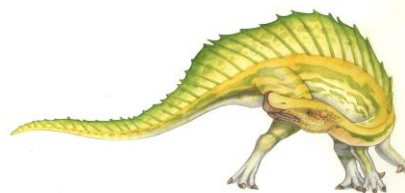
Çok Seviyeli Geri Besleme Kuyruğu

process	Burst Time
p1	53
p2	17
p3	68
p4	24

Q0 = RR ; Quantum= 17
Q1 = RR ; Quantum= 25
Q2 = FCFS ;



- Ortalama bekleme zamanı = $(85+17+96+102)/4=75$
- Ortalama cevap süresi = $(0+17+34+51)/4=25,5$
- Ortalama iş bitirme zamanı: $(138+34+164+126)/4=115,2$
- Throughput (İş çıkarma Oranı)= $4/164= 0.024$ iş/zaman





Çok Seviyeli Geri Besleme Kuyruğu

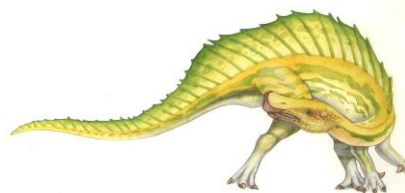
Task name	Arrival time (ms)	Burst time (ms)																	
T1	0	40	Q1	<table><tr><td>T1</td><td>T2</td><td>T3</td><td>T4</td><td>T5</td><td>T6</td><td>T7</td></tr><tr><td>0</td><td>10</td><td>20</td><td>30</td><td>40</td><td>50</td><td>60</td><td>70</td></tr></table>	T1	T2	T3	T4	T5	T6	T7	0	10	20	30	40	50	60	70
T1	T2	T3		T4	T5	T6	T7												
0	10	20	30	40	50	60	70												
T2	0	30																	
T3	0	50	Q2	<table><tr><td>T1</td><td>T2</td><td>T3</td><td>T4</td><td>T5</td><td>T6</td><td>T7</td></tr><tr><td>70</td><td>90</td><td>110</td><td>130</td><td>150</td><td>165</td><td>185</td><td>205</td></tr></table>	T1	T2	T3	T4	T5	T6	T7	70	90	110	130	150	165	185	205
T1	T2	T3		T4	T5	T6	T7												
70	90	110	130	150	165	185	205												
T4	2	70																	
T5	4	25	Q3	<table><tr><td>T1</td><td>T3</td><td>T4</td><td>T6</td><td>T7</td></tr><tr><td>205</td><td>215</td><td>235</td><td>275</td><td>305</td><td>320</td></tr></table>	T1	T3	T4	T6	T7	205	215	235	275	305	320				
T1	T3	T4		T6	T7														
205	215	235		275	305	320													
T6	6	60																	
T7	7	45																	

Q0 =RR -> Quantum=10

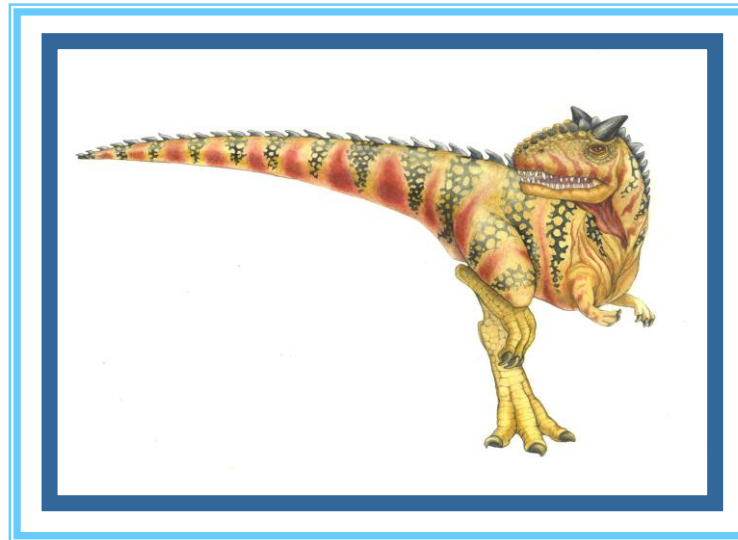
Q1 =RR -> Quantum=20

Q2 =FCFS

- Ortalama bekleme zamanı = $(175+80+185+203+136+239+268)/7=$
- Ortalama cevap süresi = $(0+10+20+28+36+44+53)/7=$
- Ortalama iş bitirme zamanı: $(215+110+235+203+...)$
- Throughput (İş çıkarma Oranı)= $7/320$ iş/zaman



End of Chapter 5a





İş Parçacığı Sıralama

- Kullanıcı-seviyeli ve çekirdek-seviyeli iş parçacıkları arasında fark vardır. Çekirdek-seviyeli iş parçacıklarını işletim sist. sıralar. Kullanıcı-seviyeli iş parçacıkları ise iş parçacığı Kütüphaneleri tarafından yönetilir.
- İş parçacıkları desteği varsa prosesler değil iş parçacıkları sıralanır
- Çoktan-teke ve çoktan-çoka modellerde, iş parçacığı kütüphanesi kullanıcı seviyeli iş parçacıklarını sıralar, (LWP üzerinde çalışması için)
- İş sıralama çekişmesi proses içinde olduğu için proses çekişme kapsamı (**process-contention scope-PCS**) olarak bilinir
 - Programcı tarafından öncelik ayarlamasıyla yapılır
- Mevcut CPU üzerinde sıralanan çekirdek iş parçacığı sistem çekişme kapsamı (**system-contention scope-SCS**) dır– sistemdeki tüm iş parçacıkları arasında çekişme
- Bire bir modeli kullanan sistemler, örneğin Windows, Linux ve Solaris, yalnızca SCS kullanarak iş parçacıkları çizelgelenir.





Pthread İş Sıralama

- API iş parçacığının oluşturulması sırasında PCS veya SCS olup olmamasını belirtmeyi olanaklı kılar
 - PTHREAD_SCOPE_PROCESS PCS ile iş parçacıklarını sıralar
 - PTHREAD_SCOPE_SYSTEM SCS ile iş parçacıklarını sıralar
- OS tarafından sınırlandırılabilir – Linux ve Mac OS X sadece PTHREAD_SCOPE_SYSTEM i kullanır





Pthread Scheduling API

```
#include <pthread.h>
#include <stdio.h>
#define NUM_THREADS 5
int main(int argc, char *argv[]) {
    int i, scope;
    pthread_t tid[NUM_THREADS];
    pthread_attr_t attr;
    /* get the default attributes */
    pthread_attr_init(&attr);
    /* ilk önce mevcut kapsam hakkında bilgi isteyin */
    if (pthread_attr_getscope(&attr, &scope) != 0)
        fprintf(stderr, "Unable to get scheduling scope\n");
    else {
        if (scope == PTHREAD_SCOPE_PROCESS)
            printf("PTHREAD_SCOPE_PROCESS");
        else if (scope == PTHREAD_SCOPE_SYSTEM)
            printf("PTHREAD_SCOPE_SYSTEM");
        else
            fprintf(stderr, "Illegal scope value.\n");
    }
}
```





Pthread Scheduling API

```
/* set the scheduling algorithm to PCS or SCS */
pthread_attr_setscope(&attr, PTHREAD_SCOPE_SYSTEM);
/* create the threads */
for (i = 0; i < NUM_THREADS; i++)
    pthread_create(&tid[i], &attr, runner, NULL);
/* now join on each thread */
for (i = 0; i < NUM_THREADS; i++)
    pthread_join(tid[i], NULL);
}
/* Each thread will begin control in this function */
void *runner(void *param)
{
    /* do some work ... */
    pthread_exit(0);
}
```





Çok Çekirdekli İşlemciler

- Son eğilim birden fazla işlemci çekirdeğini tek bir fiziksel çip üzerine yerleştirmektir
- Her işlemcinin kendine ait çipi olması durumuna göre Daha hızlı ve daha az güç harcar
- Çekirdek başına birden fazla iş parçacığı
 - Bellekten veri alınırken (**Memory stall-Bellek oyalanması**) harcanan zamanda bir başka iş parçacığı üzerinde devam etmek avantajını kullanır
- **Memory stall-Bellek oyalanması**, birden fazla sebepten dolayı olabilir. İstenilen veri cache de yok olabilir





Çok İşlemcili İş Sıralama

- Birden fazla CPU varsa iş sıralama daha karmaşık olur.
- Tek bir blok içerisinde **homojen işlemciler**
 - Multicore CPUs
 - Multithreaded cores
 - NUMA systems
 - Heterogeneous multiprocessing
- **Asimetrik çok işlemcili yapı** – veri paylaşımını azaltmak için sadece bir adet işlemci sistem aktivitelerini(çizelgeleme, I/O işlemleri) yapar. Diğer işlemciler kullanıcı kodlarını çalıştırır.
- **Simetrik Çok İşlemcili Yapı (SMP)** – her işlemci kendi kendine iş sıralar, tüm prosesler ortak bir hazır kuyruğundadır veya her biri kendi özel hazır kuyruğuna sahiptir
 - Şu anda en yaygın





Çok İşlemcili İş Sıralama

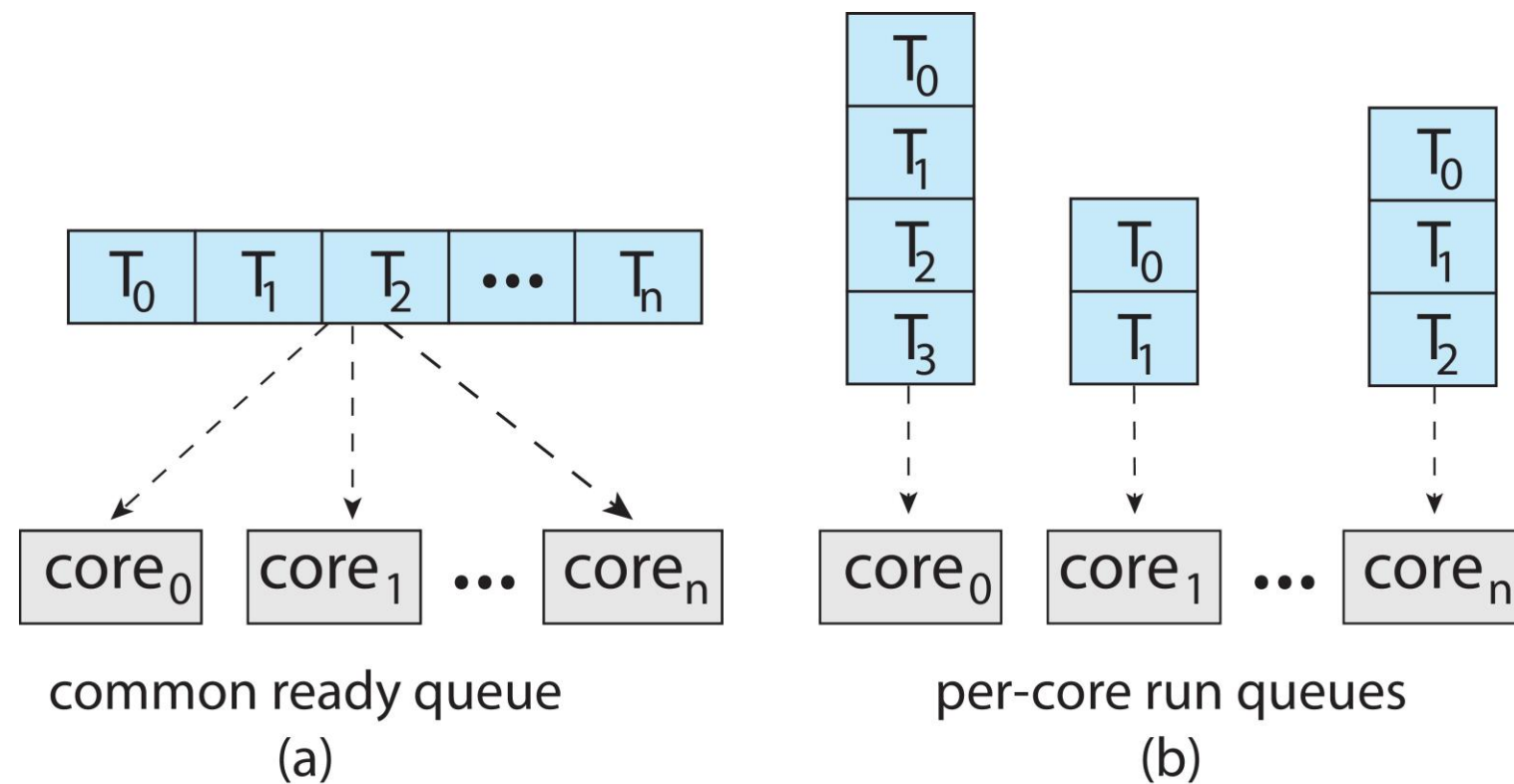
- Bir işlemcide çalışan prosesin sık kullandığı veriler cache bellekte saklanır. Eğer bu proses başka işlemciye geçerse o işlemcini cache belleğine bu verilerin yazılması veya o belleğe yavaş erişim sağlanır. Bu yüzden proseslerin işlemciler arası geçişleri çok istenilmez(**İşlemci İlişkisi**)
- **İşlemci İlişkisi**– proses üzerinde çalıştığı işlemci ile ilişkilidir
 - **Hafif ilişki:** Aynı işlemcide tutmaya çalışır ama garanti edemez
 - **Sert ilişki:** Sadece tanımlanmış belirli işlemcide çalışabilir





Multiple-Processor Scheduling

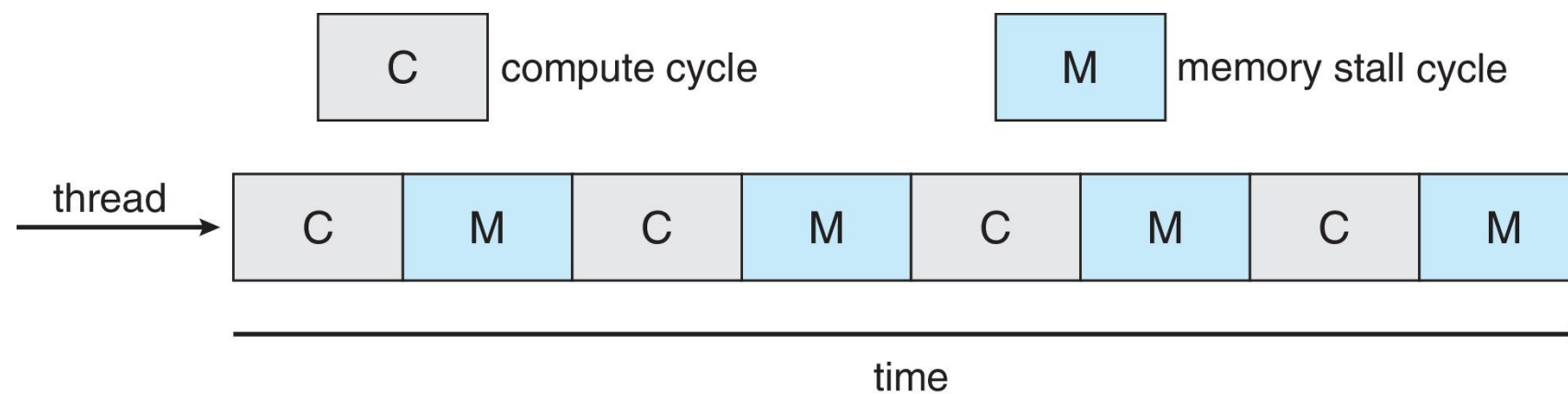
- **Simetrik Çok İşlemcili Yapı(SMP)**, her işlemcinin kendini çizelgelemesidir.
- Tüm iş parçacıkları ortak bir hazır kuyruğunda olabilir (a)
- Her işlemci kendi özel kuyruğuna sahip olabilir (b)





Multicore Processors

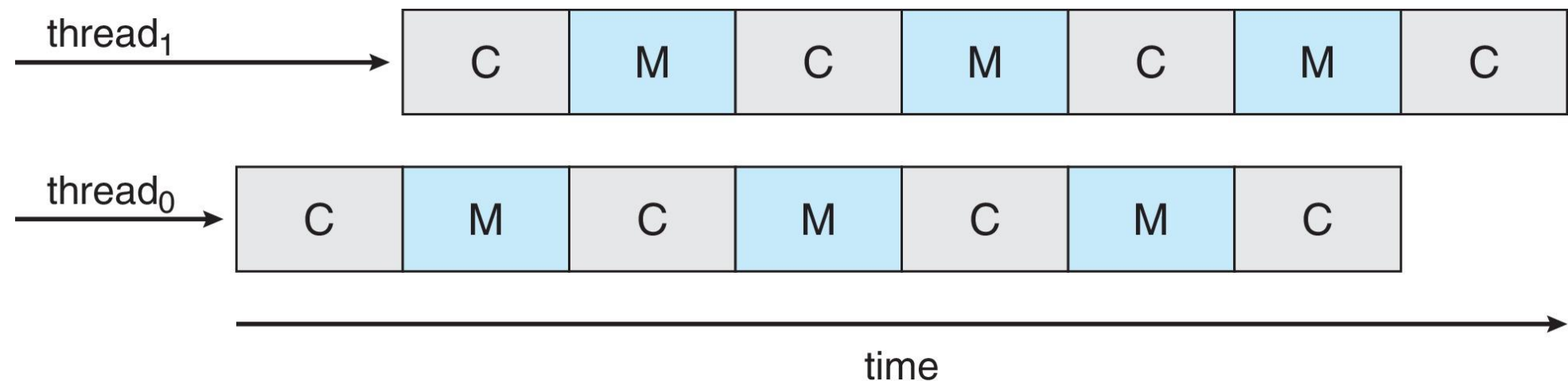
- Aynı fiziksel çipe birden çok işlemci çekirdeği yerleştirme eğilimi vardır
- Daha hızlı ve daha az güç tüketir
- Çekirdek başına birden çok iş parçacığı daha popüler
- Bellek işleminde, başka bir iş parçacığında ilerleme sağlamak için bellek duraklamasından yararlanır





Multithreaded Multicore System

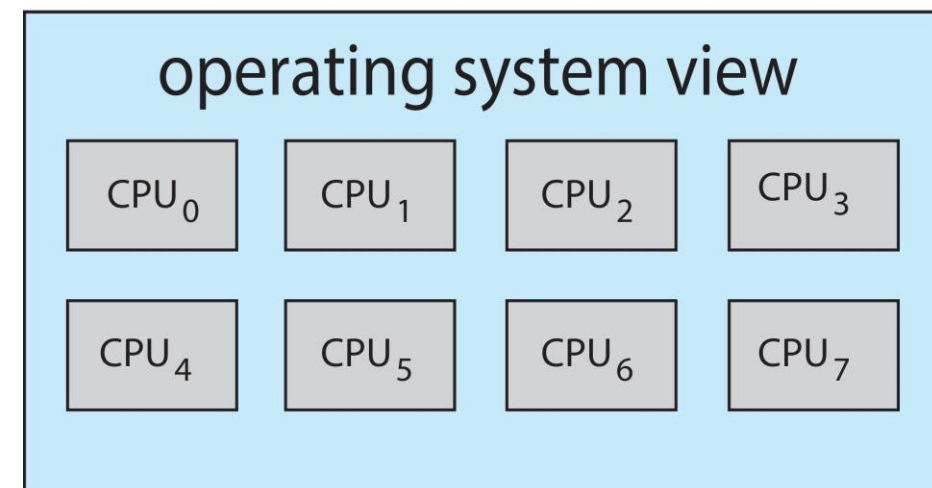
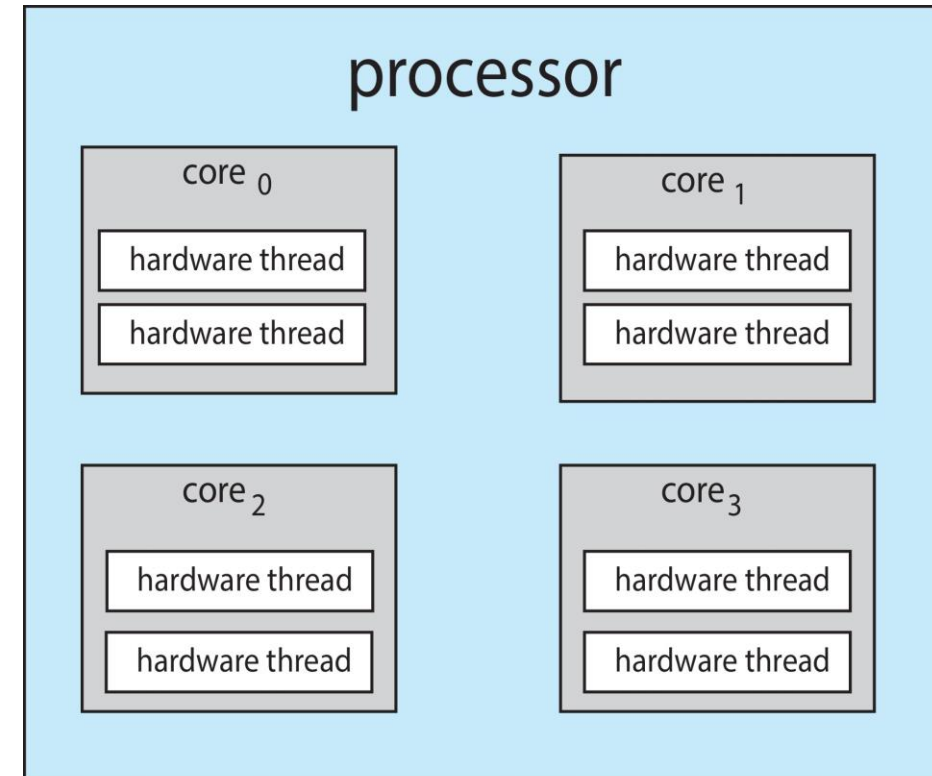
- ❑ Her çekirdeğin > 1 donanım iş parçacığı vardır.
- ❑ Bir iş parçacığının bir bellek duraklaması varsa, başka bir iş parçacığına geçin!





Multithreaded Multicore System

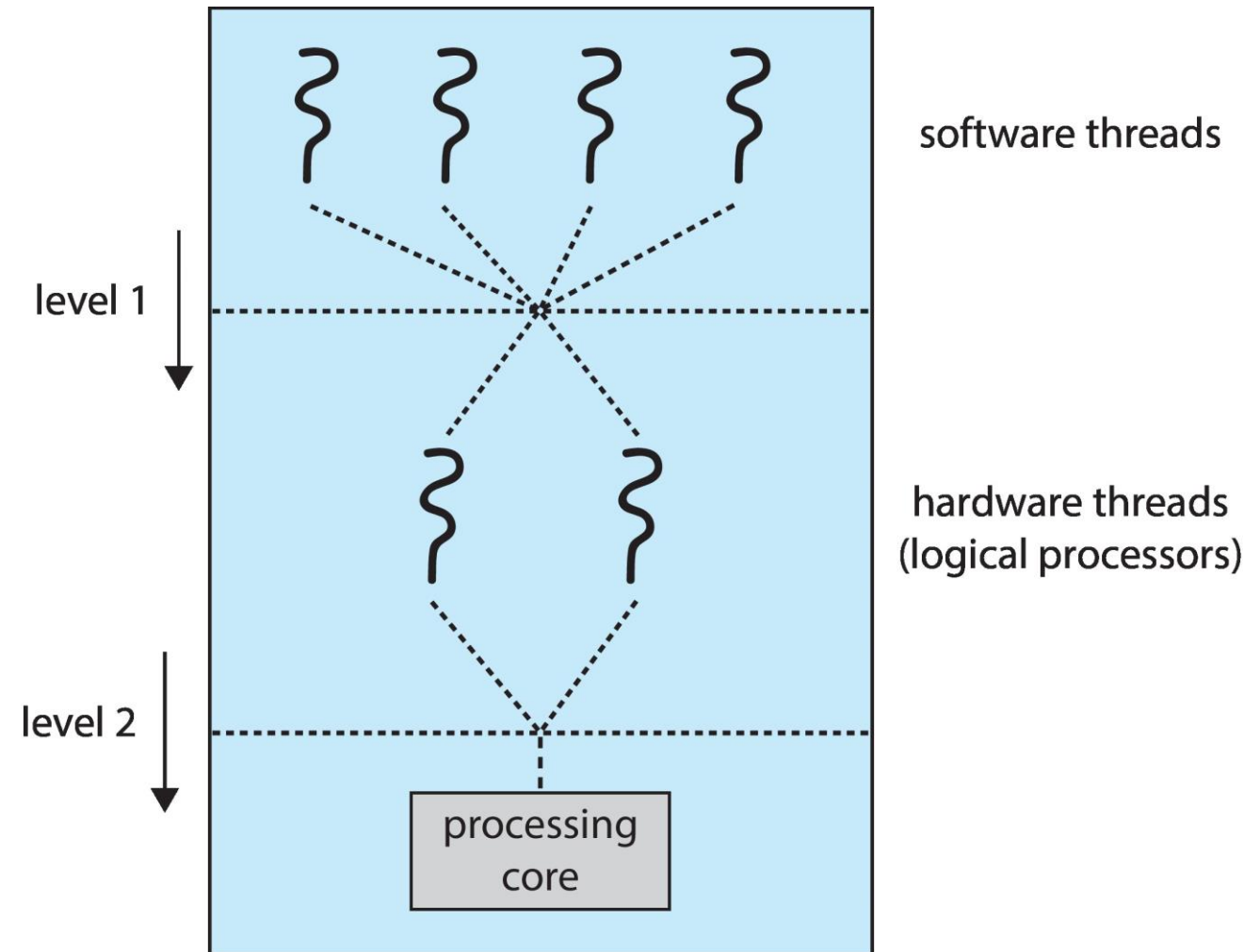
- Yonga çoklu-iş parçacığı (CMT/ **Chip-multithreading**), her bir çekirdek çoklu donanım iş parçacığına atanır. (Intel bunu **hyperthreading** olarak ifade eder.)
- Çekirdek başına 2 donanım iş parçasına sahip dört çekirdekli bir sistemde, işletim sistemi 8 mantıksal işlemci görür.





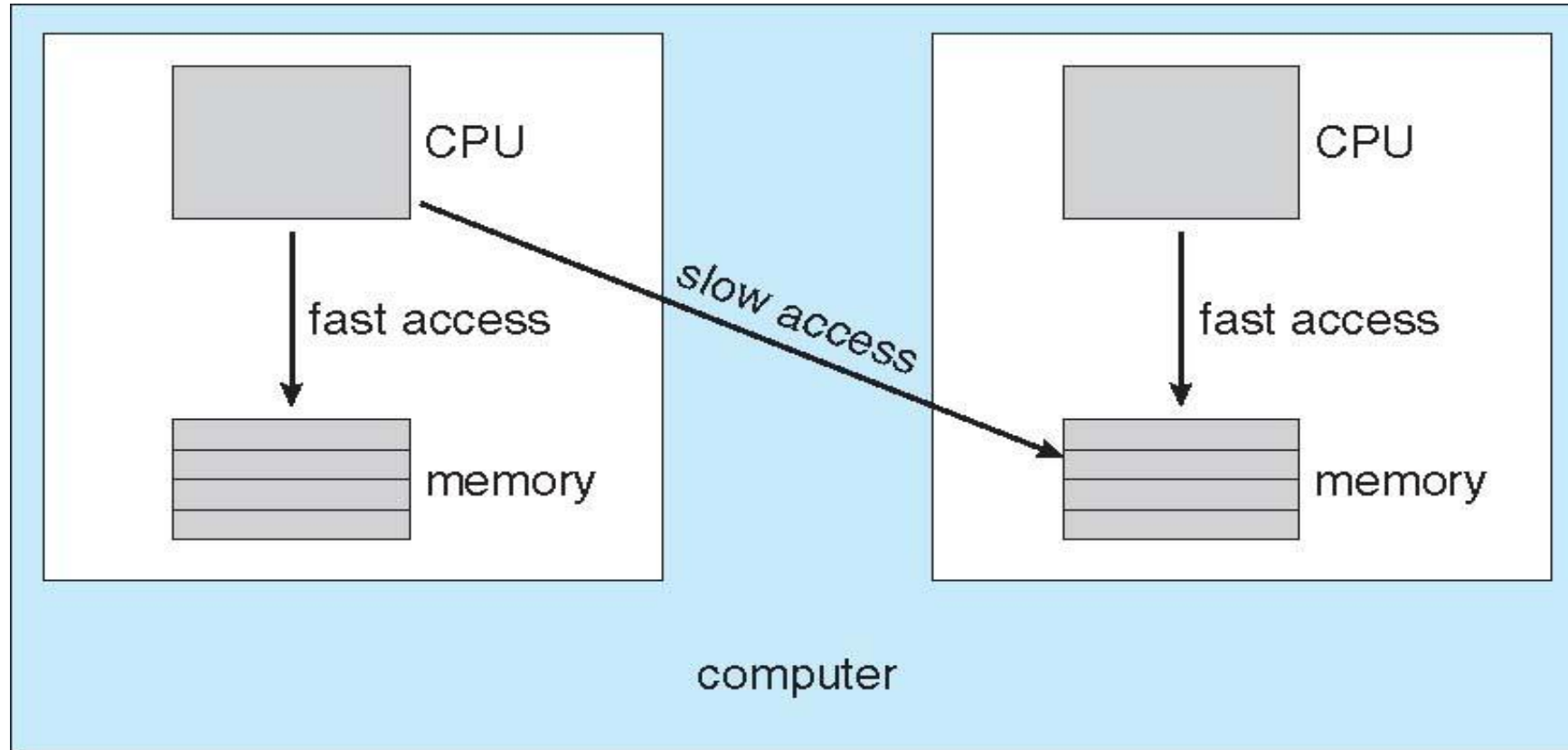
Multithreaded Multicore System

- İki aşamalı çizelgeleme:
- İşletim sistemi mantıksal bir CPU üzerinde hangi yazılım iş parçacığının çalışacağına karar verir
- Her bir çekirdek, fiziksel çekirdek üzerinde hangi donanım iş parçacığını çalışacağına karar verir.

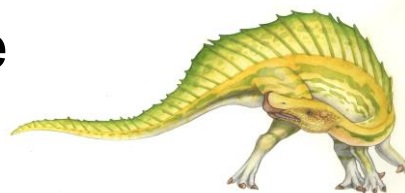




NUMA(Non-uniform memory access) & CPU Scheduling



- CPU ana belleğin bazı bölümlerine diğer bölümlere göre daha hızlı erişime sahiptir. Tipik olarak CPU ve bellek aynı devre kartında ise olur. Diğer devre kartındaki belleğe daha yavaş erişir.
- CPU çizelgeleyicisi ve bellek yerleşim algoritmaları birlikte çalışırsa, belirli bir CPU'ya tayin edilmiş bir işleme, CPU'nun bulunduğu kart üzerinde bellek tahsis edilebilir.
- Bellek yerleşim algoritmalarının da CPU ilişkisini(affinity) göz önünde bulundurduğuna dikkat ediniz





Çok Çekirdekli İşlemcilerde Çizelgeleme- Yük dengesi

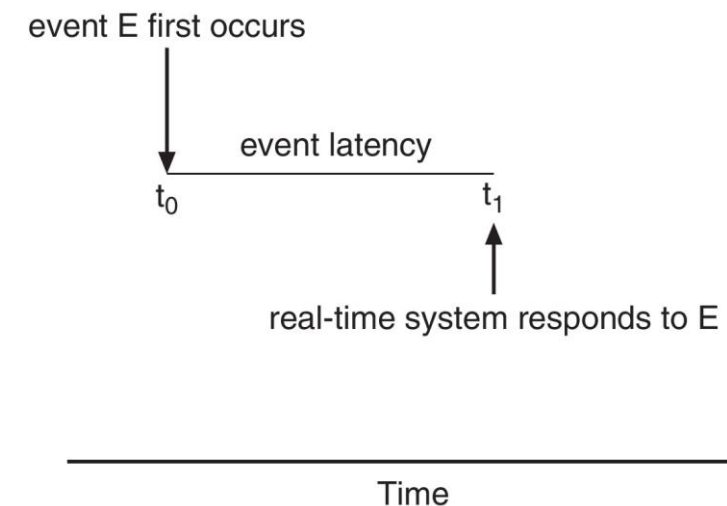
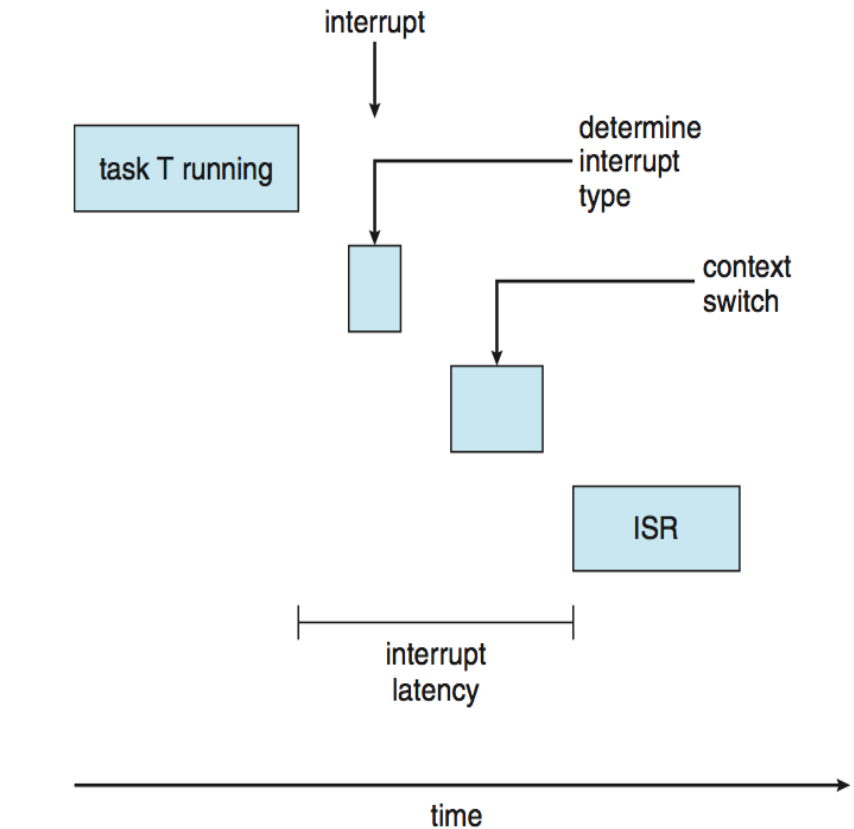
- SMP (**Symmetric multiprocessing**) ise, tüm CPU'ları verimlilik için yüklü tutmak gerekir
- Yük dengeleme, iş yükünün eşit dağıtılmasını sağlamaya çalışıyor
- Belirli bir görev (Specific task) periyodik olarak her işlemci üzerindeki yükü kontrol eder
- **İtme yer değişimi (Push migration)** – periyodik bir görev, her bir işlemcide yükü kontrol eder ve fazla yük bulursa, görevi aşırı yüklü CPU'dan diğer CPU'ya iter
- **Çekme yer değişimi (Pull migration)** - boş işlemciler bekleyen görevi meşgul işlemciden çeker





Real-Time CPU Scheduling

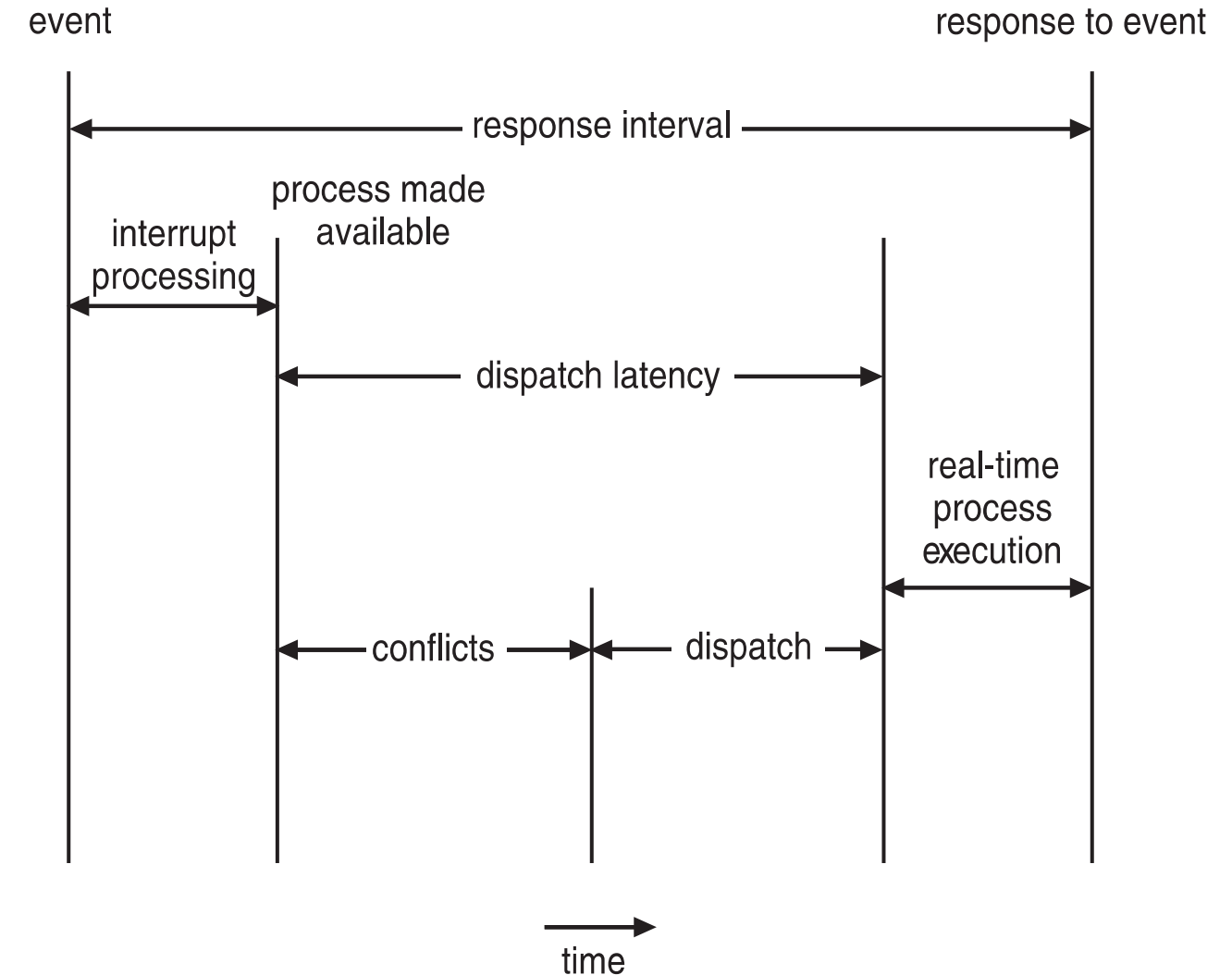
- Belli başlı zorlukları vardır
- **Hafif gerçek-zaman sist.**– gerçek zamanlı kritik bir proses çizelgelendiği zaman gerçekleştirme garantisi yoktur.
- **Katı gerçek-zaman sist.**– verilen görev istenilen zamanda-deadline gerçekleştirilmeli.
- İki tip gecikme performansı etkiler
 1. Kesme gecikmesi – Kesmenin varış zamanı ile kesmeye hizmet verilene kadarki gecikme
 2. Görevlendirme (Dispatch) gecikmesi – Çizelgeleyicinin mevcut işlemi CPU'dan alıp başka bir prosese geçirme zamanı





Real-Time CPU Scheduling (Cont.)

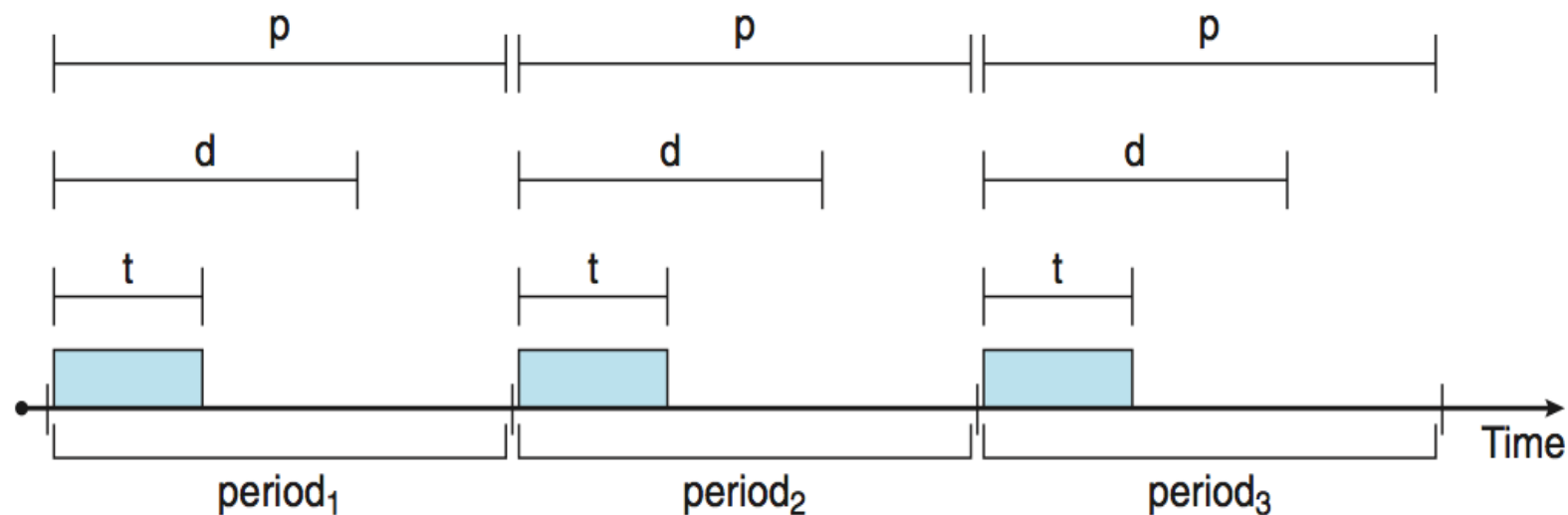
- Görevlendirme gecikmesini düşük tutmak için en etkili teknik kesintili yapının kullanılmasıdır.
- Görevlendirme gecikmesine ait çekişme fazı:
 1. Çekirdekte çalışan herhangi bir prosesin önceliklendirilmesi
 2. Yüksek öncelikli bir prosese ihtiyaç duyduğu kaynakların düşük öncelikli prosesler tarafından serbest bırakılması





Öncelik tabanlı çizelgeleme

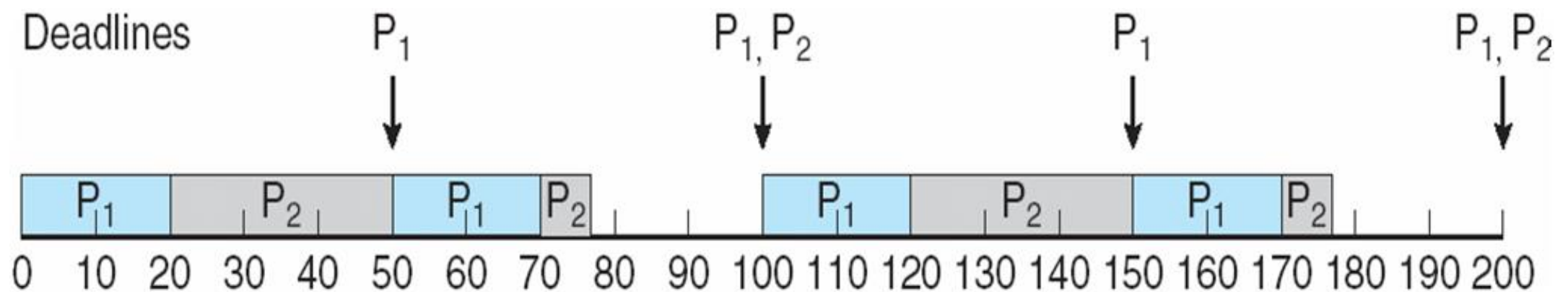
- Gerçek-zamanlı çizelgeleme için çizelgeleme kesintili ve öncelik tabanlı olmalı
 - Fakat sadece hafif gerçek-zaman garanti edilebilir
- Katı gerçek-zaman için verilen son işlem zamanına kadar gerçekleşmesi sağlanmalıdır
- Proseslere ait yeni karakteristikler: **periyodik** zaman aralıkları ile CPU'da işlem gerekir
 - Proses zamanı t , deadline d , period p
 - $0 \leq t \leq d \leq p$
 - Periyodik görev **hızı** $1/p$





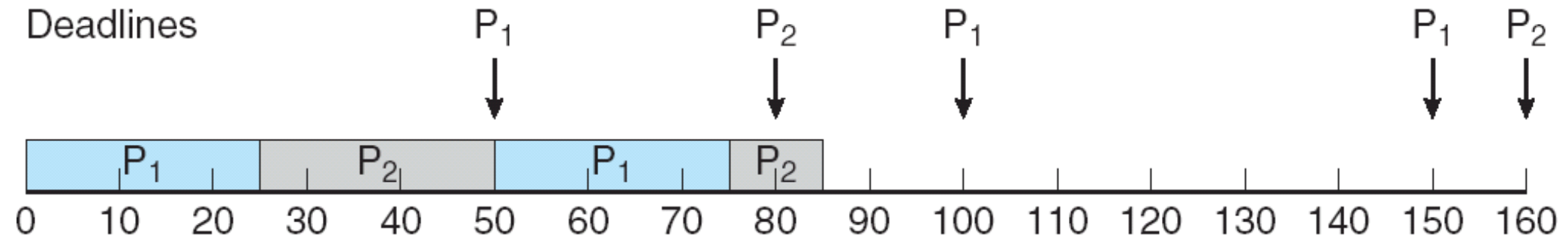
Rate Monotonic Scheduling

- Öncelik periyot zamanının tersine göre atanır
- Kısa periyot = yüksek öncelik;
- Uzun periyot= düşük öncelik
- P_1 ' e (periyodu 50 ms)daha yüksek öncelik atanmıştır P_2 'ye (100 ms) göre.





Missed Deadlines with Rate Monotonic Scheduling



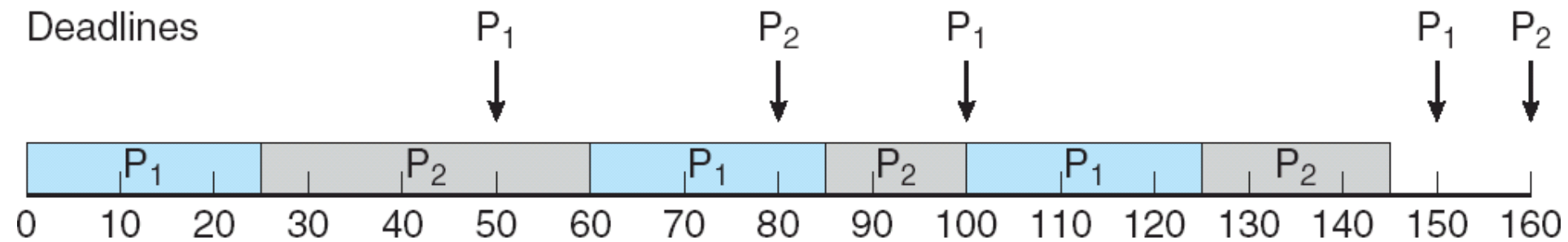
❑ Proses P_2 , süre bitimi zamanı 80'de bitirmeyi kaçırıyor





Earliest Deadline First Scheduling (EDF)

- Öncelikler, süre bitimi zamanına göre atanır:
 - süre bitimi zamanı düşük olursa, öncelik artar;
 - süre bitimi zamanı fazla ise öncelik düşer





Oransal Pay Çizelgeleme

- *T pay sistemindeki tüm işlemler arasında tahsis edilir*
- *$N < T$ olduğunda uygulama N tane pay alır*
- Bu, her uygulamanın toplam işlemci zamanının N / T 'sini almasını sağlar





POSIX Real-Time Scheduling

- The POSIX.1b standard
- API, gerçek-zamanlı iş parçacıklarını yönetmek için fonksiyonlar sunar
- Gerçek-zamanlı iş parçacıklarını çizelgelemek için iki sınıf tanımlanmıştır:
 1. SCHED_FIFO – İş parçacıkları FCFS ile çizelgelenir. Eşit önceliğe sahip iş parçacıkları için Zaman dilimleri yoktur
 2. SCHED_RR - SCHED_FIFO'ya benzer fakat eşit önceliğe sahip iş parçacıkları için Zaman dilimleri oluşur
- Çizelgelemeyi ayarlama ve okuma için iki fonk. Tanımı var :
 1. `pthread_attr_getsched_policy(pthread_attr_t *attr, int *policy)`
 2. `pthread_attr_setsched_policy(pthread_attr_t *attr, int policy)`





POSIX Real-Time Scheduling API

```
#include <pthread.h>
#include <stdio.h>
#define NUM_THREADS 5
int main(int argc, char *argv[])
{
    int i, policy;
    pthread_t tid[NUM_THREADS];
    pthread_attr_t attr;
    /* get the default attributes */
    pthread_attr_init(&attr);
    /* get the current scheduling policy */
    if (pthread_attr_getschedpolicy(&attr, &policy) != 0)
        fprintf(stderr, "Unable to get policy.\n");
    else {
        if (policy == SCHED_OTHER) printf("SCHED_OTHER\n");
        else if (policy == SCHED_RR) printf("SCHED_RR\n");
        else if (policy == SCHED_FIFO) printf("SCHED_FIFO\n");
    }
}
```





POSIX Real-Time Scheduling API (Cont.)

```
/* set the scheduling policy - FIFO, RR, or OTHER */
if (pthread_attr_setschedpolicy(&attr, SCHED_FIFO) != 0)
    fprintf(stderr, "Unable to set policy.\n");
/* create the threads */
for (i = 0; i < NUM_THREADS; i++)
    pthread_create(&tid[i], &attr, runner, NULL);
/* now join on each thread */
for (i = 0; i < NUM_THREADS; i++)
    pthread_join(tid[i], NULL);
}

/* Each thread will begin control in this function */
void *runner(void *param)
{
    /* do some work ... */
    pthread_exit(0);
}
```





Sanallaştırma ve İş Sıralama

- Sanallaştırma yazılımı, birden fazla sistemi CPU üzerinde çizelgeler
- Her bir konuk kendi iş sıralama işlemini yapar
 - CPU'ya sahip olup olmadığını bilmeyerek
 - Düşük bir cevap zamanına neden olabilir
 - Konukların sistem saati etkilenebilir
- Konukların iyi iş sıralama algoritması çabaları bozulabilir





İşletim Sistemi Örnekleri

- Solaris iş sıralama
- Windows XP iş sıralama
- Linux iş sıralama





Linux İş Sıralama

- Sabit dereceli karmaşıklık $O(1)$ iş sıralama zamanı
- Kesintili ve öncelik tabanlı
- İki adet öncelik aralığı: zaman paylaşımı ve gerçek zamanlı
- **Gerçek zamanlı** aralık 0 dan 99 a dır (Öncelik no)
- Daha yüksek önceliği gösteren nümerik değer düşüktür (global önceliği var)
- Daha yüksek öncelik daha büyük q (quantum zamanı) ya neden olur
- Zaman aralığında kalan zaman süresi kadar görev çalışabilir (**active**)
- Eğer zaman kalmamışsa (**expired**), diğer görevler kendi zaman aralıklarını kullanana kadar çalışamaz
- Tüm çalışabilir görevler CPU başına bir adet çalışır kuyruğunda tutulur
 - İki adet öncelikli dizi (active, expired)
 - Görevler önceliğe göre sıralanır
 - Aktif görev kalmadığında diziler yer değişir
- İyi çalışır, ancak etkileşimli prosesler için zayıf yanıt süreleri





Linux Scheduling in Version 2.6.23 +

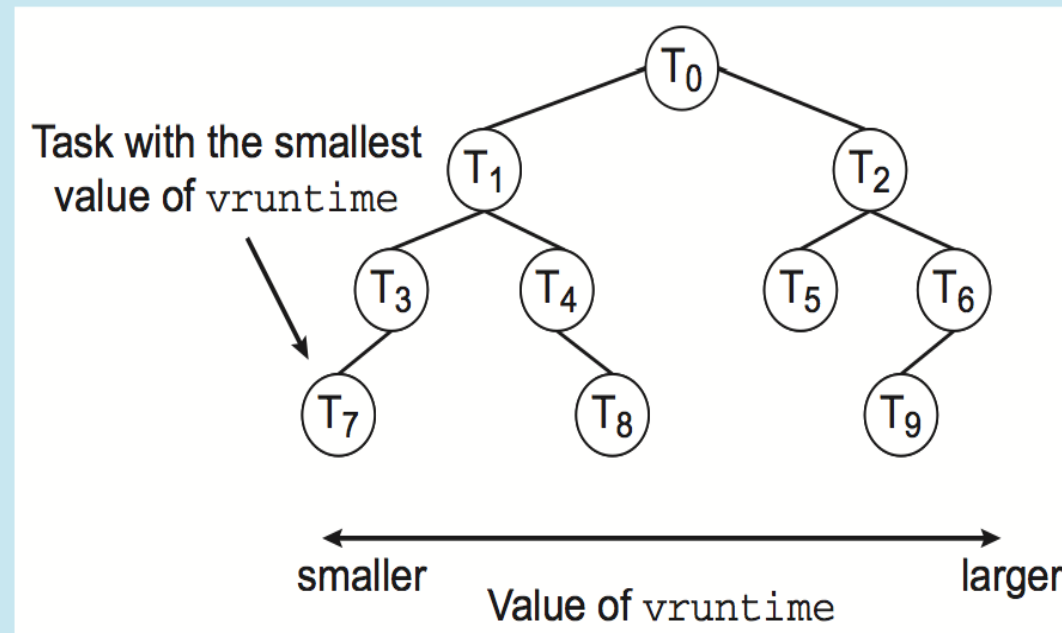
- **Completely Fair Scheduler** (CFS)/ Tamamen Adil Çizelgeleyici
- **Çizelgeleyici Sınıfları**
 - Her birinin kendine özgü bir önceliği var
 - Çizelgeleyici en yüksek öncelikli görevi en yüksek Çizelgeleyici sınıfından seçer
 - sabit zaman birimlerine dayalı kuantumdan zamanından ziyade, CPU zamanının oranına bağlı olarak,
 - 2 çizelgeleme sınıfı var, diğerleri eklenebilir
 - ▶ varsayılan
 - ▶ gerçek zaman
- -20 ila +19 arasındaki değerlere (**nice value**) göre hesaplanan kuantum değeri
 - Düşük değer daha yüksek önceliğe sahiptir
 - Hedef gecikme süresini hesaplar - görevin en az bir kez çalışması gereken zaman aralığı
 - Aktif görev sayısı arttığında hedef gecikme artabilir
- CFS Çizelgeleyicisi, sanal çalışma süresine (**virtual run time**) göre görevleri gerçekleştirir (değişken **vruntime**'de),
 - Görevin önceliği bozulma faktörüyle ilişkili - düşük öncelik daha yüksek bozulma oranıdır
 - Normal varsayılan öncelik, sanal çalışma süresini = gerçek çalışma süresini verir
- Çalıştırılacak bir sonraki göreve karar vermek için, çizelgeleyici en düşük sanal çalışma süresiyle görevi seçer





CFS Performance

The Linux CFS scheduler provides an efficient algorithm for selecting which task to run next. Each runnable task is placed in a red-black tree—a balanced binary search tree whose key is based on the value of `vruntime`. This tree is shown below:



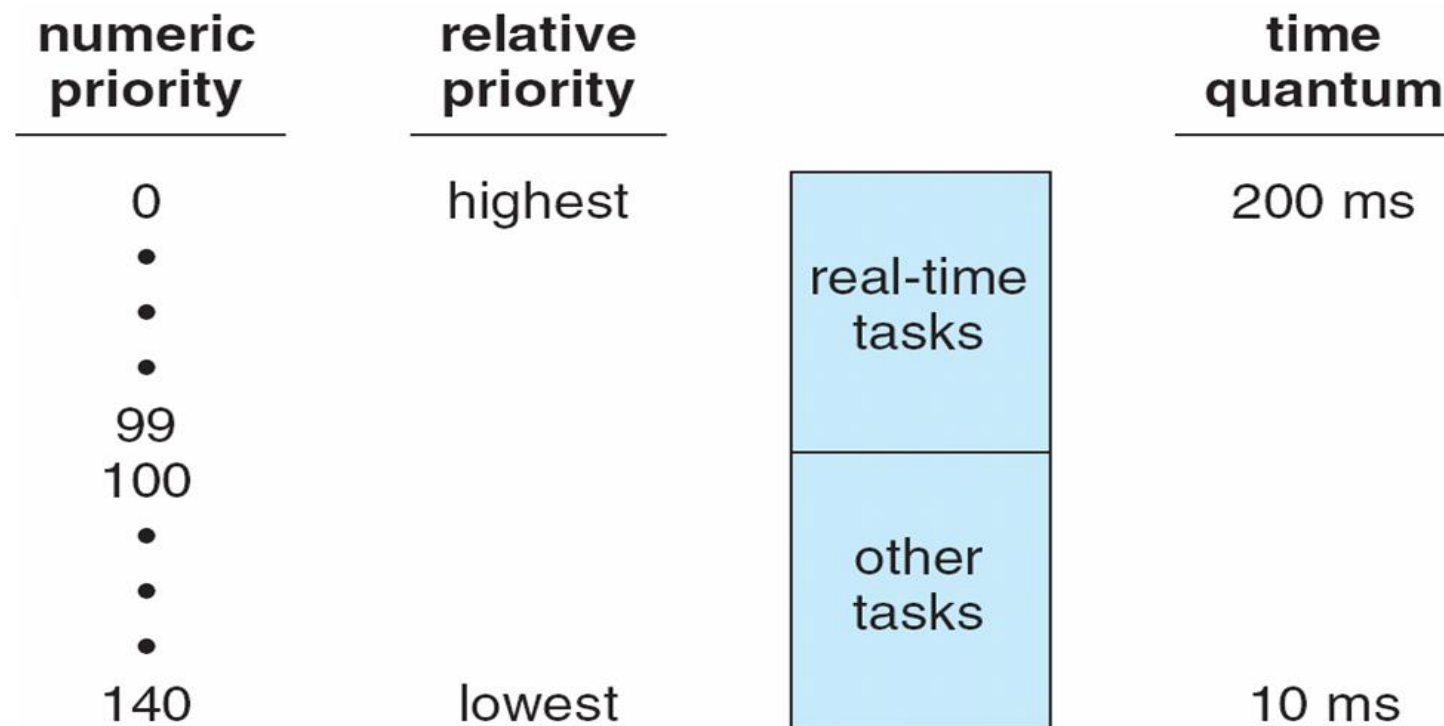
When a task becomes runnable, it is added to the tree. If a task on the tree is not runnable (for example, if it is blocked while waiting for I/O), it is removed. Generally speaking, tasks that have been given less processing time (smaller values of `vruntime`) are toward the left side of the tree, and tasks that have been given more processing time are on the right side. According to the properties of a binary search tree, the leftmost node has the smallest key value, which for the sake of the CFS scheduler means that it is the task with the highest priority. Because the red-black tree is balanced, navigating it to discover the leftmost node will require $O(\lg N)$ operations (where N is the number of nodes in the tree). However, for efficiency reasons, the Linux scheduler caches this value in the variable `rb_leftmost`, and thus determining which task to run next requires only retrieving the cached value.





Linux Scheduling (Cont.)

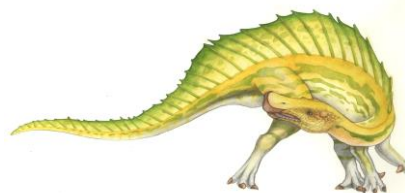
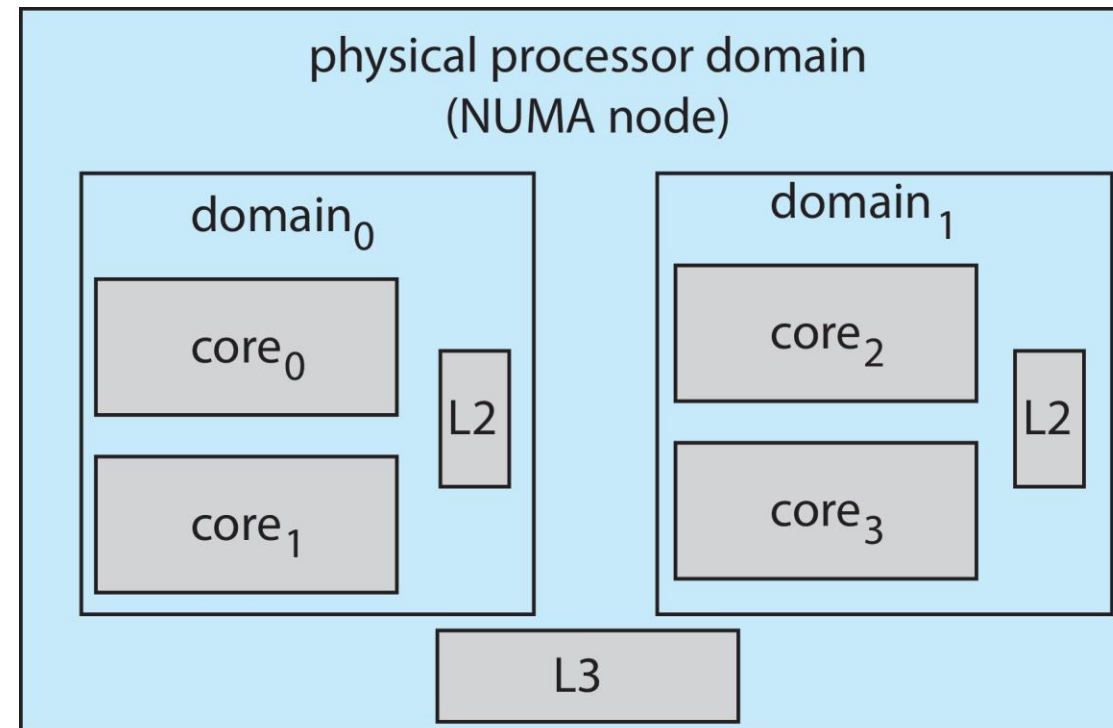
- POSIX.1b'ye göre gerçek zamanlı çizelgeleme
- Gerçek zamanlı görevler statik önceliklere sahiptir
- Global öncelik şeması = gerçek zamanlı artı normal değer
- Nice value = -20 ise Global önceliğe 100
- Nice value = +19 ise Global önceliğe 139





Linux Scheduling (Cont.)

- Linux yük dengelemeyi destekliyor, ancak aynı zamanda NUMA teknolojisinide.
- Domain Çizelgeleme , birbirlerine karşı dengelenebilen bir dizi CPU çekirdeğidir.
- Alanlar, paylaştıklarına göre düzenlenir (ör., Önbellek.) Hedef, iş parçacıklarının domainler arasında geçiş yapmasını engellemektir.





Windows İş Sıralama

- Windows öncelik tabanlı kesintili bir iş sıralama yaklaşımını kullanır
- En yüksek öncelikli iş parçacığı bir sonra çalışır
- *Görevlendirici (Dispatcher) iş sıralayıcıdır/Çizelgeleyicidir*
- İş parçacıkları (1) bloke olana kadar çalışır, (2) zaman periyodu bitimine kadar, (3) daha yüksek öncelikli bir iş parçacığı tarafından kesilene dek çalışır
- Gerçek zamanlı iş parçacıkları olmayanları RT iş parçacıkları kesebilir
- 32-seviyeli öncelik şeması
- **Değişken sınıf** 1-15, **gerçek zamanlı sınıf** 16-31
- 0 önceliği bellek yönetimi iş parçacığıdır
- Her öncelik için kuyruk vardır
- Eğer çalışabilir bir iş parçacığı yoksa, **boşta iş parçacığı** çalışır





Windows Öncelik Sınıflar

- Win32 API prosesin ait olduğu öncelik sınıflarını tanımlar
 - REALTIME_PRIORITY_CLASS, HIGH_PRIORITY_CLASS, ABOVE_NORMAL_PRIORITY_CLASS, NORMAL_PRIORITY_CLASS, BELOW_NORMAL_PRIORITY_CLASS, IDLE_PRIORITY_CLASS
 - REALTIME harici tümü değişkendir
- Belirli bir öncelik sınıfındaki bir iş parçacığı bağlı bir önceliğe sahiptir
 - TIME_CRITICAL, HIGHEST, ABOVE_NORMAL, NORMAL, BELOW_NORMAL, LOWEST, IDLE
- Öncelik sınıfı ve bağlı öncelik ile bir nümerik önceliği oluşturulur
- Temel öncelik NORMAL dir
- Eğer kuantum zamanı aşarsa, öncelik tabanın altına inmeyecek şekilde düşürülür
- Eğer bekleme olursa, ne için beklediğine göre öncelik artırılır





Windows Priority Classes (Cont.)

- Bekleme gerçekleşirse, ne beklendiğine bağlı olarak öncelik artırılır
- 3x öncelik verilen ön plan penceresi (Foreground window)
- Windows 7'de kullanıcı modu çizelgeleme (UMS) eklendi /**user-mode scheduling (UMS)**
 - Uygulamalar, çekirdekten bağımsız olarak thread oluşturma ve yönetmesi
 - Çok sayıda iş parçacığı için çok daha verimli
 - UMS çizelgeleyicileri, C ++ Concurrent Runtime (Concrom) framework gibi programlama dil kütüphanelerinden gelir.





Windows XP Öncelikleri

	real-time	high	above normal	normal	below normal	idle priority
time-critical	31	15	15	15	15	15
highest	26	15	12	10	8	6
above normal	25	14	11	9	7	5
normal	24	13	10	8	6	4
below normal	23	12	9	7	5	3
lowest	22	11	8	6	4	2
idle	16	1	1	1	1	1





Solaris

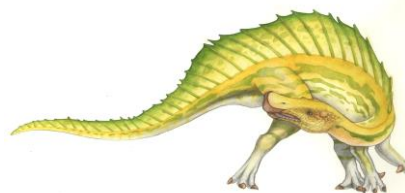
- Öncelik tabanlı iş sıralama
- Altı adet sınıf mevcuttur
 - Zaman paylaşımı (varsayılan) (TS)
 - İnteraktif(IA)
 - Gerçek zamanlı(RT)
 - Sistem(SYS)
 - Açık paylaşım (Fair Share (FSS))
 - Sabit öncelik (Fixed priority (FP))
- Belirli bir iş parçacığı herhangi bir zamanda sadece bir sınıfta olabilir
- Her bir sınıf kendi iş sıralama Algoritmasına sahiptir
- Zaman paylaşımı çok seviyeli geri beslemeli kuyruktur
 - Sistem yöneticisi tarafından «yüklenebilir tablo» konfigüre edilebilir





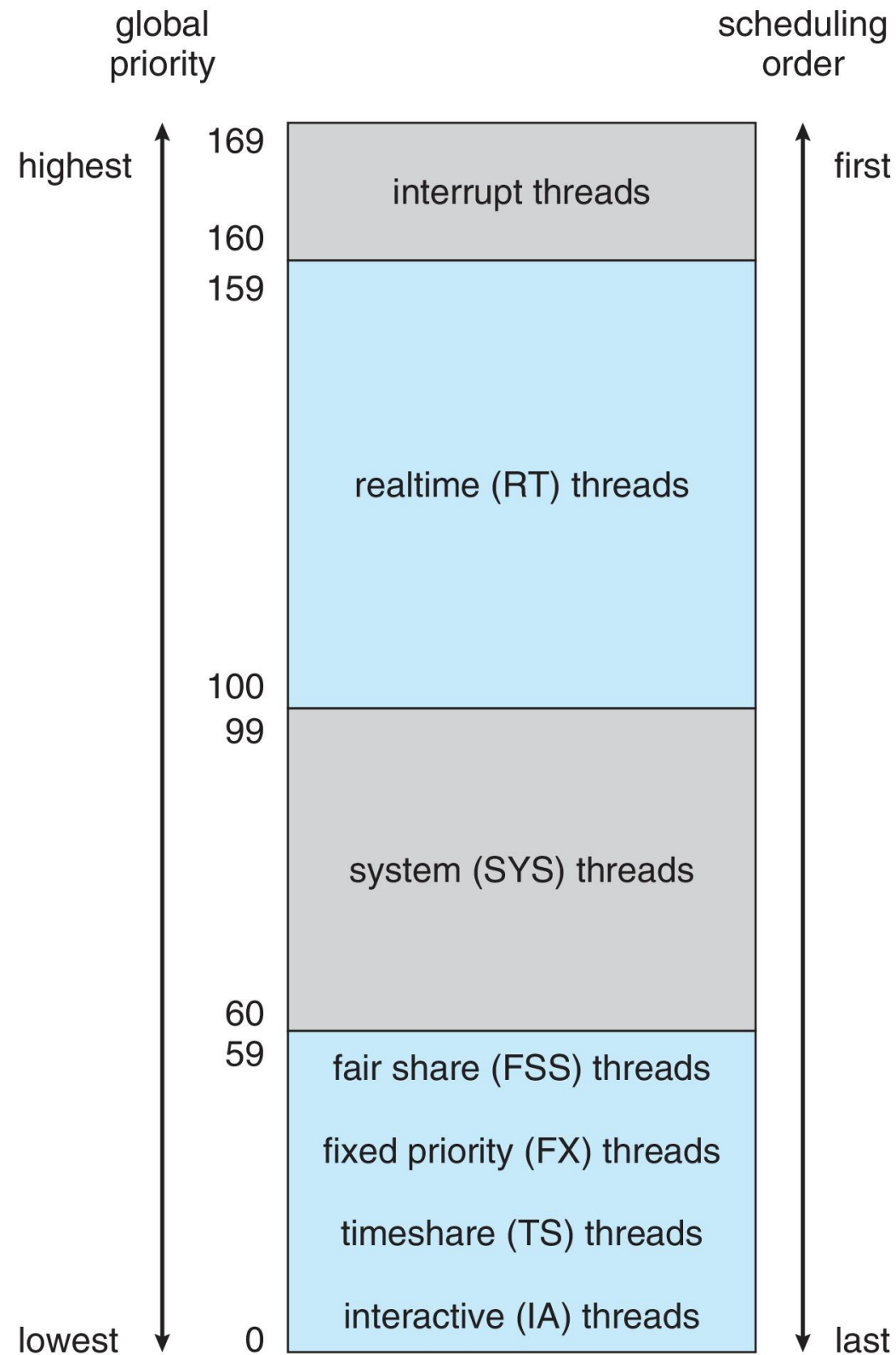
Solaris Görevlendirme Tablosu

priority	time quantum	time quantum expired	return from sleep
0	200	0	50
5	200	0	50
10	160	0	51
15	160	5	51
20	120	10	52
25	120	15	52
30	80	20	53
35	80	25	54
40	40	30	55
45	40	35	56
50	40	40	58
55	40	45	58
59	20	49	59





Solaris İş Sıralama





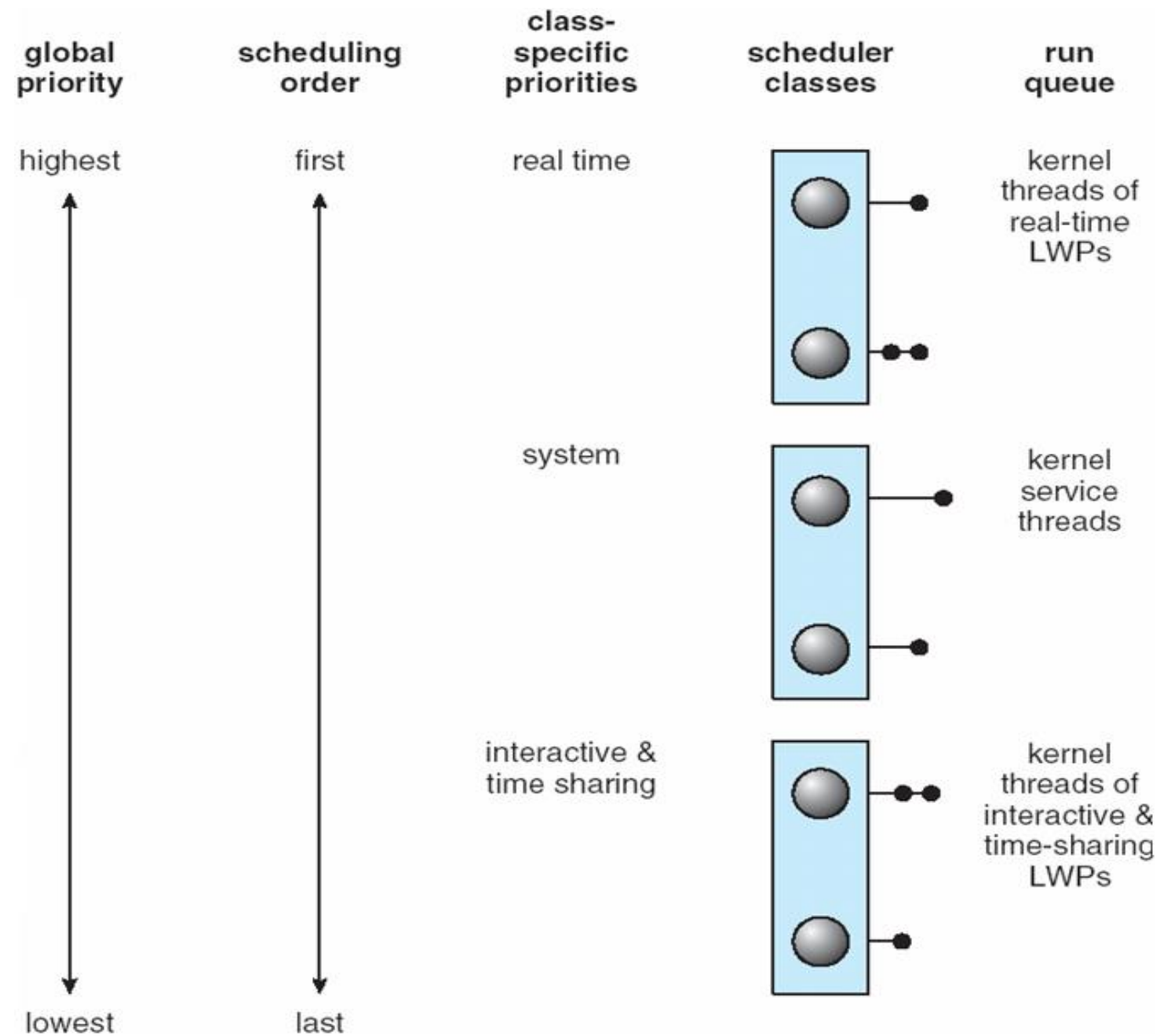
Solaris İş Sıralama(devam)

- İş sıralayıcı sınıfa-özgü öncelikleri iş parçacığına-özgü global önceliğe dönüştürür
 - En yüksek öncelikli iş parçacığı bir sonrakinde çalışır
 - (1) bloke olana kadar çalışır, (2) zaman periyodu kullanılır, (3) daha yüksek öncelikli iş parçacığı tarafından kesilebilir
 - Aynı öncelikli birden fazla iş parçacığı RR'ye göre çalışır





Solaris 2 Scheduling

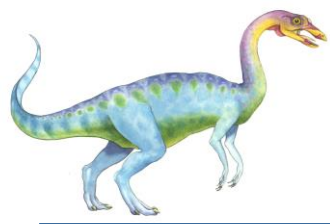




Java Thread Scheduling

- JVM kesintili ve öncelikli sıralama
- Aynı Öncelikli Birden Çok iş parçacığı var ise, FIFO Kuyruğu kullanılır.





Java Thread Scheduling (Cont.)

JVM bir iş parçasını ne zaman çalıştıracağını çizelgeler:

1. çalışan iş parçasığı runnable durumdan çıkarsa
2. Daha yüksek öncelikli Bir iş parçasığı runnable durumuna girerse





Thread Priorities

<u>Priority</u>	<u>Comment</u>
Thread.MIN_PRIORITY	Minimum Thread Priority
Thread.MAX_PRIORITY	Maximum Thread Priority
Thread.NORM_PRIORITY	Default Thread Priority

Priorities May Be Set Using setPriority() method:

```
setPriority(Thread.NORM_PRIORITY + 2);
```





Algoritma Değerlendirme

- Bir işletim sistemi için CPU iş sıralama algoritması nasıl seçilir ?
- Kriterleri belirle ve daha sonra algoritmaları değerlendir
- Deterministik modelleme
 - Bir tür analitik değerlendirme
 - Belirli bir iş yükünü alır ve o iş yükü için herbir algoritmanın performansını hesaplar

<u>Process</u>	<u>Burst Time</u>
P_1	10
P_2	29
P_3	3
P_4	7
P_5	12

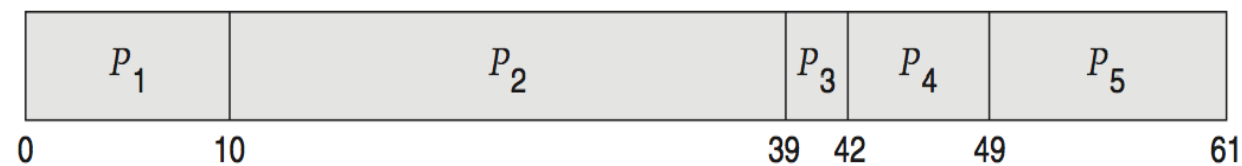




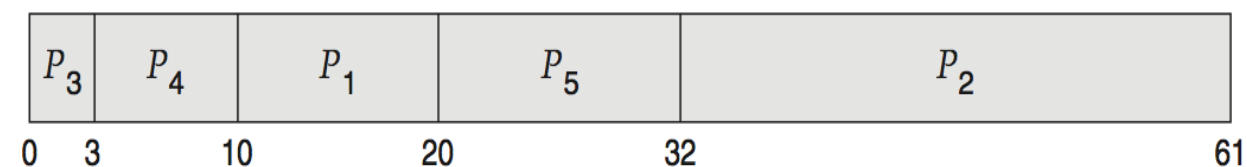
Deterministic Evaluation

- Her algoritma için minimum ortalama bekleme süresini hesaplayın
- Basit ve hızlı, ancak giriş için tam sayılar gerektirir, sadece bu girdiler için geçerlidir

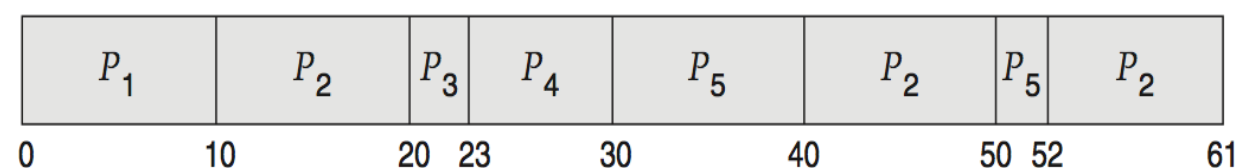
- FCS is 28ms:



- Non-preemptive SJF is 13ms:



- RR is 23ms:





Kuyruk Modelleri

- Proseslerin varışını, CPU ve I/O patlamalarını olasılıksal olarak tanımlar
 - Genelde belli bir ortalamaaya sahip üstel dağılım tanımlanır
 - Ortalama iş çıkarma oranı(throughput), kullanım oranı, bekleme zamanını hesaplar
- Bilgisayar sistemini her biri bekleyen prosesler kuyruğuna sahip sunucular ağı olarak tanımlar
 - Varış oranı ve hizmet oranı bilinir
 - Kullanım oranını, ortalama kuyruk boyutunu ve ortalama bekleme zamanını hesaplar





Little Formülü

- n = ortalama kuyruk boyutu
- W = kuyruktaki ortalama bekleme zamanı
- λ = ortalama kuyruğa varış oranı
- Little'in kuralı – kararlı durumda, kuyruğu terk eden prosesler kuyruğa varanlarla eşit olmalıdır, bu nedenle
- - $n = \lambda \times W$
 - Herhangi bir iş sıralama algoritması ve geliş dağılımı için geçerlidir
- Mesela, eğer saniyede ortalama 7 proses varıyorsa ve normalde kuyrukta 14 proses varsa prosesler için ortalama bekleme zamanı = 2 saniye olur.





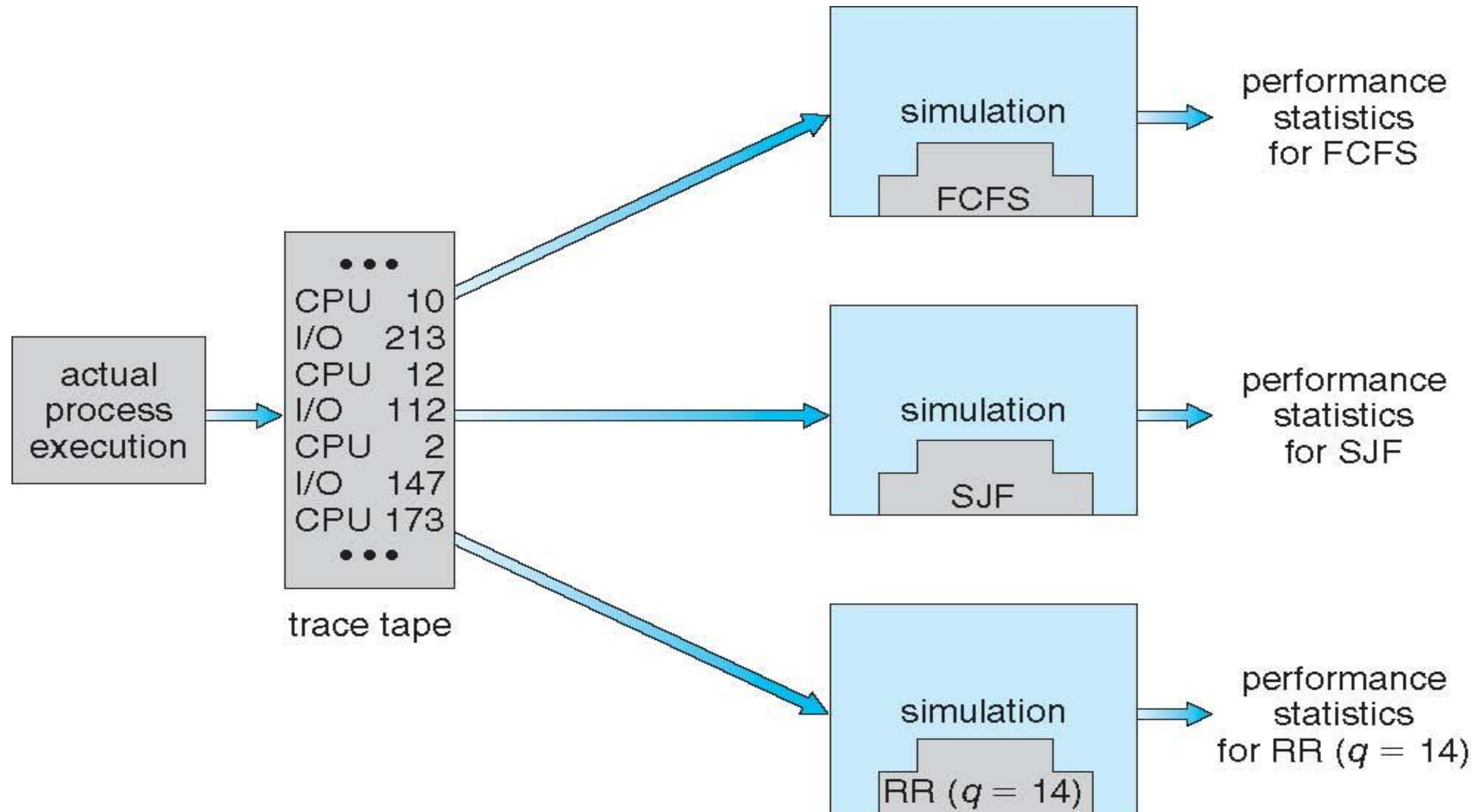
Simülasyonlar

- Kuyruk modelleri sınırlıdır
- **Simülasyonlar** daha doğru sonuç verir
 - Bilgisayar sistemi modeli
 - Saat değişkendir
 - Algoritma performansını gösteren istatistikler üret
 - Simülasyondaki veriler:
 - ▶ Rasgele sayı üretici
 - ▶ Matematiksel dağılımlar
 - ▶ Gerçek sistemlerdeki gerçek olayların sırasını tutan kayıtlar





CPU İş Sıralayıcıların Simülasyon ile Değerlendirilmesi





Gerçekleştirme / Implementation

- Simülasyonlar da sınırlı doğruluğa sahiptir
- Sadece yeni iş sıralayıcıyı uyarla ve gerçek sistemlerde test et
 - Yüksek maliyet, yüksek risk
 - Ortamlar değişebilir
- Çok esnek iş sıralayıcılar ortama veya sisteme göre değiştirilebilir
- Veya API'ler öncelikleri değiştirmek için geliştirilebilir



5. Bölümün Sonu

