

İşletim Sistemleri

Hazırlayan: M. Ali Akcayol
Gazi Üniversitesi
Bilgisayar Mühendisliği Bölümü

Bu dersin sunumları, "Abraham Silberschatz, Greg Gagne, Peter B. Galvin, Operating System Concepts 9/e, Wiley, 2013." kitabı kullanılarak hazırlanmıştır.

Konular

- Giriş
- Demand paging
- Copy-on-write
- Page replacement
- Allocation of frames
- Thrashing

Giriş

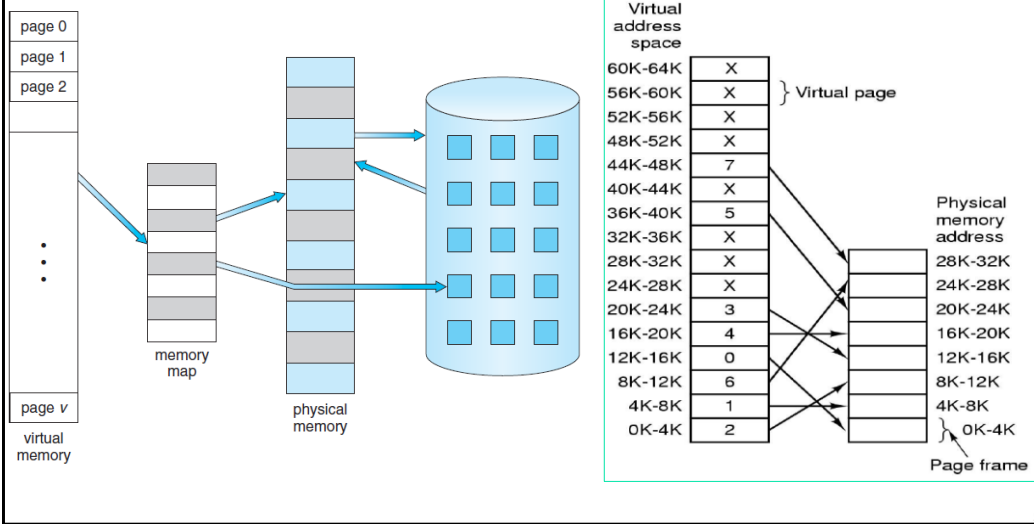
- **Sanal bellek (virtual memory) yöntemi, process'lerin tamamının hafızaya yüklenmeden çalıştırılmasına izin verir.**
- Günümüzdeki programlar fiziksel hafızanın kapasitesinden daha büyük olabilmektedir.
- **Sanal bellek, programcılarının hafıza limitlerinden soyutlanmasını sağlar.**
- Sanal bellek, dosyaların paylaşımını ve paylaşılmış hafıza oluşturulmasını kolaylaştırır.
- Bir programın çalışması için tamamının hafızaya yüklenmesine ihtiyaç yoktur:
 - Nadiren hata yapan programlarda hata yönetimi kodlarının yüklenmesine gerek yoktur.
 - Dizi değişkenlerinin aktif kullanılan boyutları nadiren $10 * 10'$ dan büyük olmaktadır.

Giriş

- **Bir programın tamamının çalışması gerektiğinde bile, tümü aynı anda gerekmez.**
- Bir programın hafızaya parçalı bir şekilde alınarak çalıştırılması aşağıdaki faydaları sağlar:
 - Bir programın toplam boyutu fiziksel hafızanın kapasitesinden fazla olabilmektedir.
 - Her kullanıcı programı, aynı anda küçük fiziksel hafıza alanı kullandığından, çok sayıda program eş zamanlı çalıştırılabilir.
- Sanal bellek, programcı için hafıza alanı limitini ortadan kaldırır.

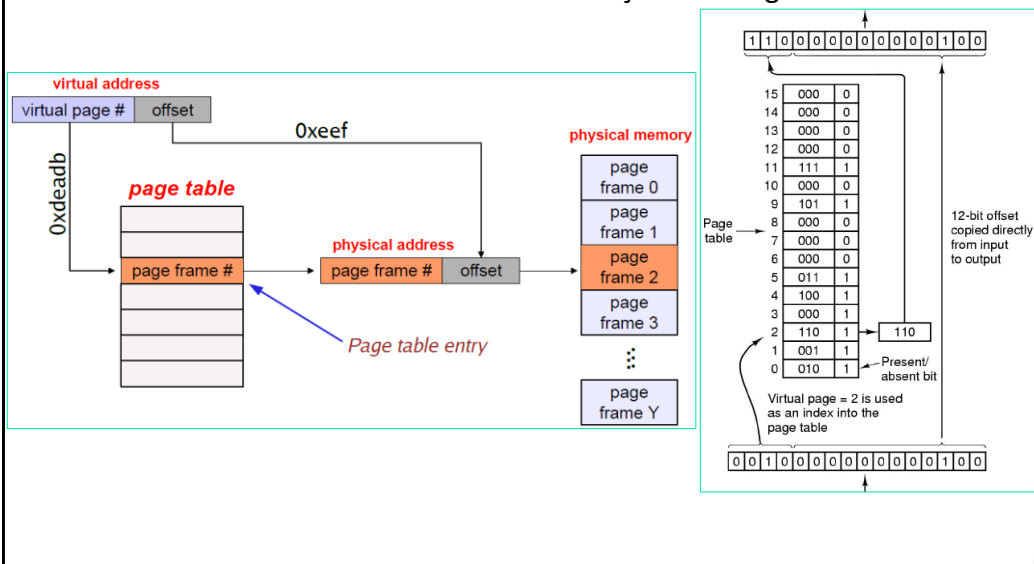
Giriş

- Sanal bellek, programcıya fiziksel hafızadan çok büyük bir alan sağlar.



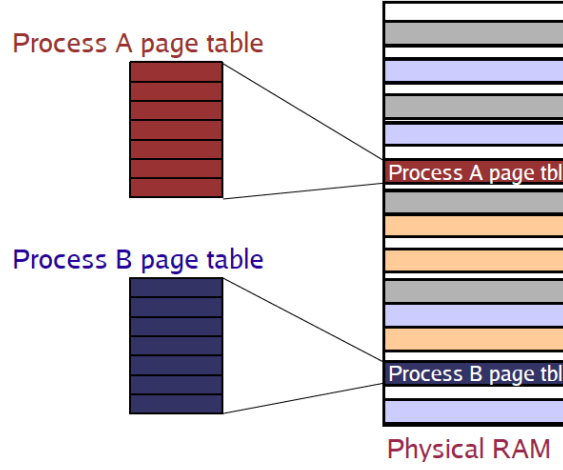
Giriş

- Sanal bellek adresinin fiziksel adrese dönüştürülmesi gereklidir.



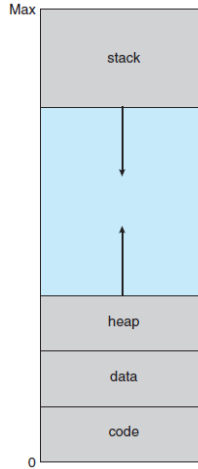
Giriş

- Process'ler için page table fiziksel hafızada saklanır.



Giriş

- Bir process'in sanal adres alanı, hafızaya nasıl yüklendiğini gösteren mantıksal bir görünümüdür.
- Bir process'in **mantıksal adresi 0 ile başlar ve bitişik bir alandır.**



Giriş

- Sanal bellekteki **heap** ve **stack** alanları dinamik olarak büyüyebilmektedir.
- Heap veya stack alanı büyürken fiziksel hafızada daha fazla sayfanın kullanımı gerekir.
- Sanal bellek, **process'ler arasında dosya ve hafızanın sayfalar aracılığıyla paylaşılmasını sağlar.**
 - **Sistem kütüphaneleri çok sayıda process arasında paylaşılabilir.** Her process, kütüphaneleri kendi sanal belleklerinin parçası olarak görürler, ancak fiziksel hafızadaki sayfalar paylaşılır.
 - **Process'ler hafızayı paylaşabilir.** Sanal bellek, bir process'in hafızada diğer process'lerle paylaşabileceği bölge oluşturmasına izin verir.
 - **fork() sistem çağrısı ile paylaşılmış sayfalar oluşturulabilir.** Process oluşturulma süresini kısaltır.

Konular

- Giriş
- Demand paging
- Copy-on-write
- Page replacement
- Allocation of frames
- Thrashing

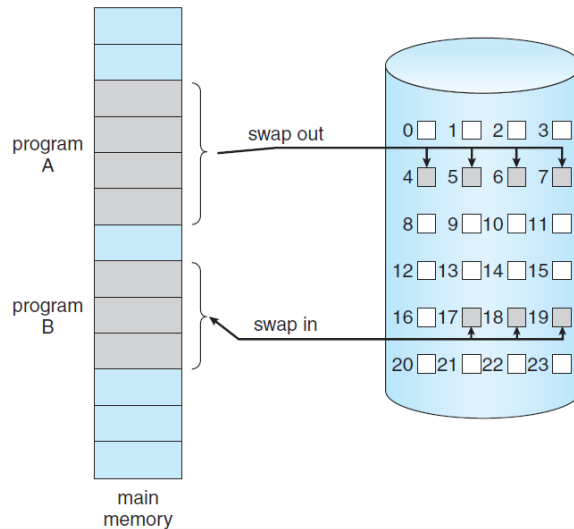
Demand paging

- Programlara ait sayfaların ihtiyaç olduğunda yüklenmesine **demand paging** denilmektedir.
- Demand paging yöntemi **sanal bellek sistemlerinde yaygın kullanılmaktadır**.
- Demand paging ile programın çalışması süresince **kullanılmayan sayfalar fiziksel hafızaya yüklenmez**.
- Demand paging sistemi **disk üzerindeki process'lerin hafızaya swapping ile yüklenmesini gerçekleştirir**.
- Bir process içindeki bir sayfa gerekmedikçe hafızaya yüklenmez (**lazy swapper**).
- **Pager** process içindeki sayfaların yüklenmesini gerçekleştirir.

11

Demand paging

- Hafızadaki **sayfaların bitişik disk aralığına** aktarımı şekilde görülmektedir.



12

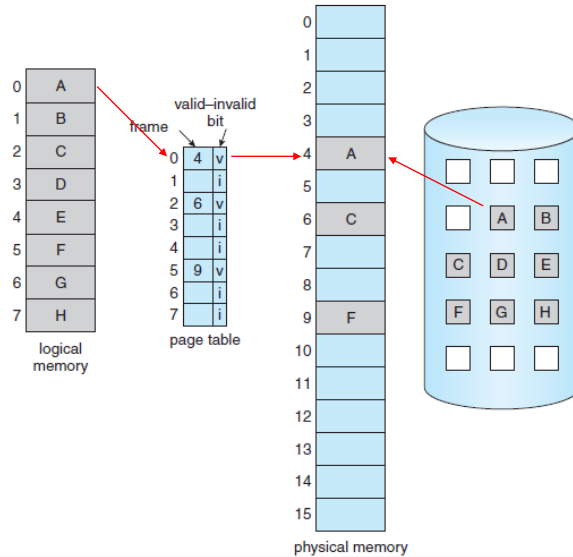
Demand paging

- Bir process swap in yapıldığında, **pager**, **swap out oluncaya kadar hangi sayfaların kullanılacağını tahmin eder.**
- Process'ın tamamını yüklemek yerine, **gerekli sayfalar hafızaya yüklenir.**
- **Böylelikle gerekli hafıza alanı ve swap süresi azaltılmış olur.**
- Bir sayfanın hafızada mı yoksa diskte mi olduğunu tutmak için **donanımsal bileşen gerekir.**
- **valid ve invalid** şeklinde **bir bit** sayfanın bulunduğu yeri (hafızada olup olmadığı) **belirlemek için kullanılabilir.**

13

Demand paging

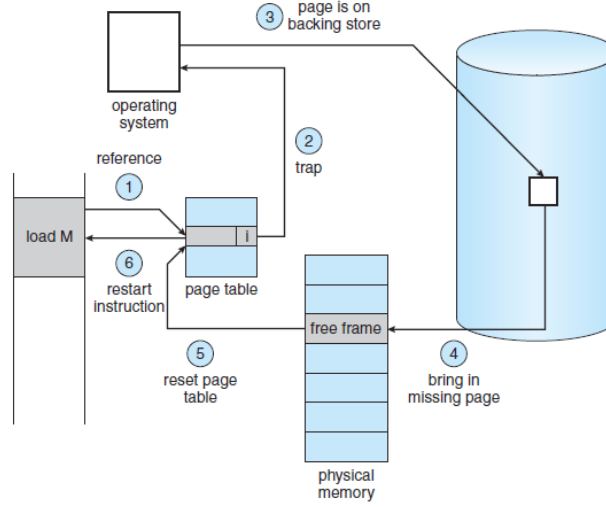
- **Invalid olan sayfaya process hiç erişmezse, invalid olmasının etkisi olmaz.**



14

Demand paging

- **Hafızada olmayan (invalid)** bir sayfaya erişime **page fault** (sayfa hatası) denir. İşletim sistemi sayfayı hafızaya aktarır.



15

Demand paging

- Bir sayfa hafızada bulunamadığında aşağıdaki işlemler gerçekleştirilir:
 - İstenen bloğun hafızada olmadığı belirlenir.
 - Çalışmakta olan process kesilir.
 - Hafızada boş bir frame belirlenir.
 - Disk üzerinden istenen sayfa hafızadaki boş frame'e aktarılır.
 - Sayfa tablosu değiştirilerek ilgili sayfanın hafızaya yüklendiği belirtilir.
 - Kesilen instruction ile process çalışmaya devam eder.
- Bir process başladığında hiçbir sayfa hafızada olmayabilir. **Process hemen page fault üretir ve bu sayfa hafızaya alınır.**
- Bir sayfanın ihtiyaç duyulmadığı sürece hafızaya alınmamasına **pure demand paging** denir.
- **Bazı programlar bir instruction ile çok sayıda sayfaya erişebilirler (bir instruction çok data) ve çok sayıda page fault oluşur.**

16

Demand paging

Demand paging yönteminin performansı

- Demand paging bilgisayar performansını önemli oranda etkiler.
- **Page fault hiç olmadığı durumda, efektif erişim süresi hafızaya erişim süresine eşittir.**
- Günümüzdeki bilgisayarlarda hafızaya erişim süresi (**ma**) **10 ns-200 ns** arasındadır.
- **Page fault olma olasılığı (p), $0 \leq p \leq 1$** aralığındadır.

$$\text{Efektif erişim süresi} = (1 - p) * ma + (p * \text{page fault süresi})$$

- Page fault olması durumunda aşağıdaki temel 3 işlem yapılır:
 - Page fault interrupt başlatılması
 - Sayfanın okunup hafızaya aktarılması
 - Process'in restart edilmesi

17

Demand paging

Demand paging yönteminin performansı

- **Page fault olması durumunda yapılan işler yaklaşık 8 milisaniye alır.**

$$\begin{aligned}\text{Efektif erişim süresi} &= (1-p) * 200\text{ns} + p * 8\text{ms} \\ &= (1-p) * 200\text{ns} + p * 8.000.000\text{ns} \\ &= 200 - 200*p + 8.000.000*p \\ &= 200 + 7.999.800 * p\end{aligned}$$

- **%1 page fault olursa efektif erişim süresi yaklaşık 8,2 mikrosaniye olur.**

18

Demand paging

Demand paging yönteminin performansı

- **%1 page fault olursa** efektif erişim süresi 40 kat yavaşlar (8,2 mikrosaniye / 200 nanosaniye = 41).
- Efektif erişim süresi artışını %10'un altına düşürmemek için page fault oranını %0,0000025'in altında tutmak gerekir.

$$\begin{aligned}220 &> 200 + 7,999,800 \times p, \\20 &> 7,999,800 \times p, \\p &< 0.0000025.\end{aligned}$$

19

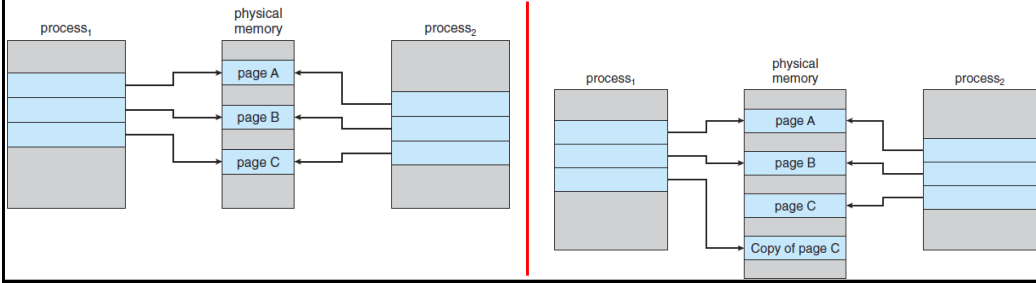
Konular

- Giriş
- Demand paging
- **Copy-on-write**
- Page replacement
- Allocation of frames
- Thrashing

20

Copy-on-write

- **fork() sistem çağrısı ile bir child process (parent process'in kopyası) oluşturulmaktadır.**
- Child process, parent process'in sahip olduğu sayfaların tümünün kopyalanmasına ihtiyaç duymayabilir (hemen exec() çağrısı başlatabilir.).
- Bu durumda, parent process'e ait sayfalar ortak kullanılır ve üzerinde **değişiklik yapılacağı zaman kopyası oluşturulur (copy-on-write).**
- Sayfa C'yi değiştirmeden önceki ve sonraki durumlar aşağıdadır.



Konular

- Giriş
- Demand paging
- Copy-on-write
- **Page replacement**
- Allocation of frames
- Thrashing

Page replacement

- Her sayfa ilk çağrıldığında bir kez page fault oluşur.
- Bir process 10 sayfadan oluşuyorsa, çalışması sırasında genellikle yarısını kullanır.
- Bu yüzden, demand paging I/O gereksinimini azaltır.
- Multiprogramming ile daha çok process'i çalıştırabiliriz (over-allocating).
- Process'lerden bazıları tüm sayfaları kullanmak isteyebilir.
- İşletim sistemi yeni sayfa için mevcut sayfalardan birisini swap out yapabilir (page replacement).

23

Page replacement

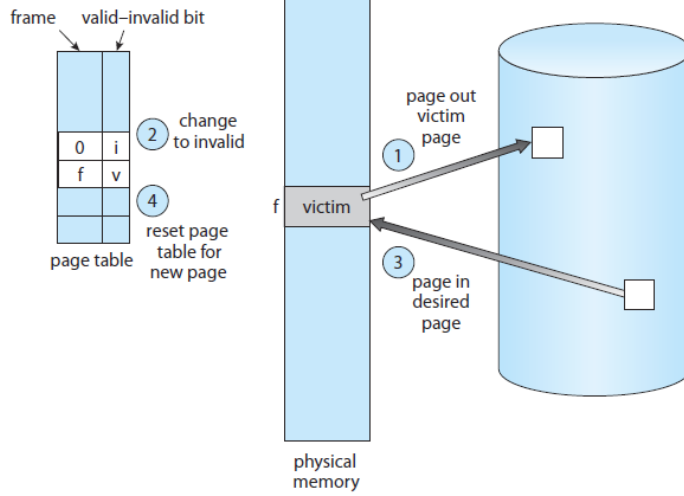
Temel page replacement algoritması

- Eğer boş frame yoksa şu anda kullanılmayan bir frame seçilir ve swap out (disk swap space'e yazılır) yapılır.
- Swap out yapılan frame için page table invalid yapılır.
 - İstenen sayfa disk üzerinde bulunur.
 - Boş frame varsa, bu frame kullanılır.
 - Boş frame yoksa, page-replacement algoritması ile bir frame seçilerek kullanılır.
 - Seçilen frame disk'e yazılır ve page table değiştirilir.
 - Disk'ten istenen sayfa okunarak bu frame'e yazılır ve page table değiştirilir.
 - Page fault olan process çalışmaya devam eder.

24

Page replacement

Temel page replacement algoritması



25

Page replacement

Temel page replacement algoritması

- Page fault olması halinde boş frame yoksa, **iki kez page fault süresi kadar beklenir (swap out ve swap in).**
- Hafızada kaldığı süre içerisinde **değişmeyen sayfaların hafızaya yazılmasına gerek yoktur.**
- Her sayfa için **modify bit (dirty bit)** ile değişip değişmediği tutulur.
- Page replacement algoritması ile **seçilen sayfa değişmişse hafızaya yazılır.**
- Bir process için **kaç tane frame'in hafızaya alınacağına frame-allocation algorithm** ile karar verilir.
- **Boş frame olmadığında ise hafızadan atılacak frame'e page-replacement algorithm** ile karar verilir.

26

Page replacement

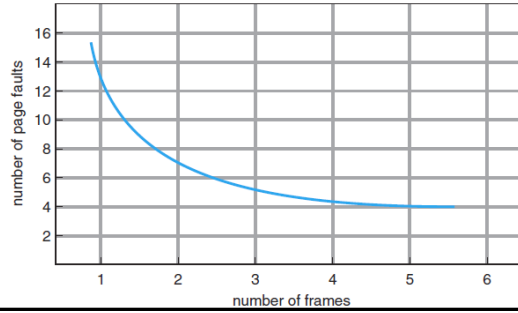
Temel page replacement algoritması

- Her sayfanın 100 byte olduğu durum için aşağıdaki **hafıza referansları** ve **ihtiyaç duyulan sayfalar** verilmiştir.

0100, 0432, 0101, 0612, 0102, 0103, 0104, 0101, 0611, 0102, 0103,
0104, 0101, 0610, 0102, 0103, 0104, 0101, 0609, 0102, 0105

1, 4, 1, 6, 1, 6, 1, 6, 1, 6, 1

- Hafızaya yüklenen frame sayısı ile page fault sayısı ters orantılı değişir.**



27

Page replacement

FIFO page replacement

- FIFO algoritmasında ilk gelen frame atılarak yeni gelen buraya yazılır.**
- Şekilde process için 3 sayfa ayrılmıştır.
- Yeni gelen frame'ler en eski olan atılarak yerine yazılmaktadır.

reference string

7 0 1 2 0 3 0 4 2 3 0 3 2 1 2 0 1 7 0 1

7	7	7	2	2	2	4	4	4	0	0	0	0	0	0	7	7	7
	0	0	0	3	3	3	2	2	2	1	1				1	0	0
		1	1	1	0	0	0	3	3	3	2				2	2	1

page frames

- Şekilde 15 page fault olmaktadır.**
- Seçilen sayfa aktif kullanılıyorsa swap out yapılması uygun değildir (o sayfa için hemen tekrar page fault oluşur).

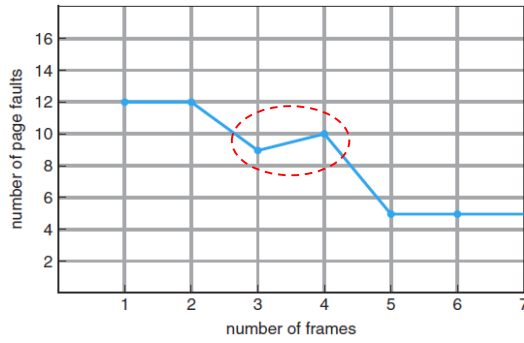
28

Page replacement

FIFO page replacement

- FIFO algoritmasında bazı durumlarda **daha fazla frame ayrılması halinde daha fazla page fault olabilmektedir (Belady's anomaly)**.
- Aşağıdaki hafıza erişim serisi için page fault sayıları grafikte verilmiştir.

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



29

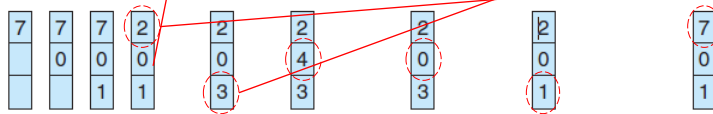
Page replacement

Optimal page replacement

- Optimal page replacement algoritmasında, **en uzun süre kullanılmayacak sayfa ile yer değiştirme** yapılır.
- Aşağıdaki hafıza erişim serisinde **9 page fault ile yer değiştirme yapılmaktadır**.

reference string

7 0 1 2 0 3 0 4 2 3 0 3 2 1 2 0 1 7 0 1



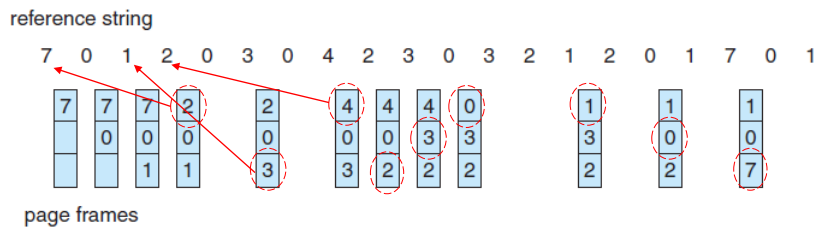
page frames

30

Page replacement

LRU page replacement

- Least recently used (LRU) algoritmasında, en uzun süre kullanılmamış olan sayfa atılır.
- Kullanılmama süresini tutmak için **counter kullanılabilir**.
- Kullanılan sayfa stack kullanarak her defasında top eleman yapılır. **Stack'in en altındaki sayfa uzun süre kullanılmayan sayfadır.**

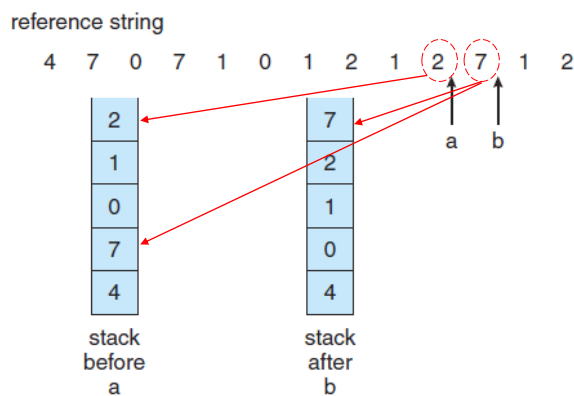


31

Page replacement

LRU page replacement

- Least recently used (LRU) algoritması için **stack kullanılabilir**.



32

Page replacement

Counting-based page replacement

- Her sayfanın kullanılma sıklığı tutularak yer deęiřtirme yapılır.
- **Least frequently used (LFU)** ve **most-frequently used (MFU)** yöntemleri kullanılabilir.
- **LFU** yönteminde, **en az sayıda kullanılan sayfa** ile yer deęiřtirme yapılır.
- **MFU** yönteminde, **en çok sayıda kullanılan sayfa** ile yer deęiřtirme yapılır.

33

Konular

- Giriř
- Demand paging
- Copy-on-write
- Page replacement
- **Allocation of frames**
- Thrashing

34

Allocation of frames

- Her process için ayrılacak frame sayısı page fault oranı için önemlidir.
- Tek kullanıcıli sistemlerde, işletim sisteminin kullandığı kısmın dışındaki tüm frame'ler process'e ayrılır.
- Tek kullanıcıli sistemlerde, tüm frame'ler dolu ise page replacement algoritması ile yer değiştirme yapılır.
- Process'lere atanacak frame'ler için işletim sisteminin kullandığı frame'lerin dışındaki frame'ler boş (kullanılabilir) olarak ayrılır.
- Bir process'e ihtiyaç duyduğundan daha fazlası atanmaz ve minimum frame atanmasına çalışılır.
- Bir komut kümesinde her komut sadece bir hafıza erişimi yapıyorsa, **bir frame instruction için bir frame'de data için gerekir.**
- Indirect adresleme yapılıyorsa her process için üç frame gerekebilir.
- Gerekenden az frame atandığında, page fault oranı artar.

35

Allocation of frames

Frame atama algoritmaları

- En kolay yöntemde, **m adet frame n process arasında eşit olarak dağıtılır (equal allocation)** (Her process m/n frame alır.).
- Farklı process'ler farklı sayıda frame'e ihtiyaç duyarlar.
- Her process'e atanacak frame sayısı process'in boyutuna göre belirlenebilir (**proportional allocation**).
- Aşağıda, **S** tüm process'lerin toplam boyutu, **s_i** i. process'in boyutudur.

$$S = \sum s_i$$

- **P_i** process'i için atanacak frame sayısı **a_i** aşağıdaki gibi hesaplanır:

$$a_i = s_i / S \times m.$$

- Toplam 62 frame'in 10 ve 127 sayfa olan process'ler için frame sayıları, **$(10 / 137) * 62 = 4$** ve **$(127 / 137) * 62 = 57$**

36

Allocation of frames

Global veya lokal atama

- **Global replacement** algoritmaları, **bir process'e tüm frame'ler arasından atama yapabilir.**
- **Atanacak frame başka bir process tarafından kullanılıyorsa, alınarak tahsis edilir.**
- **Local replacement** algoritmaları, page fault olduğunda bir process'e kendisine atanmış **frame'ler arasından birisi seçilerek tahsis edilir.**
- Global replacement algoritmalarında yüksek öncelikli process'lere düşük öncelikli process'lerin frame'leri atanabilir.
- **Local replacement algoritmalarında process'lerin frame sayıları değişmez.**
- Global replacement algoritmalarında process'ler kendi page fault oranlarını kontrol edemezler (**diğer process'ler frame alabilir!**).

37

Konular

- Giriş
- Demand paging
- Copy-on-write
- Page replacement
- Allocation of frames
- **Thrashing**

38

Thrashing

- Bir process için gerekli **minimum frame sayısının altına düştüğünde, process beklemeye alınır.**
- **Bu process'in tüm frame'leri boşaltılır ve diğer process'lere tahsis edilir.**
- Bir process yeterli sayıda frame'e sahip değilse sık sık page fault olur.
- **Page fault olduğunda tüm sayfaları aktif ise birisini seçer ve yer değiştirir.**
- Ardından diğer sayfaya erişmek ister ve yeniden page fault olur. **Page fault sıklığı giderek artar.**
- Yüksek orandaki sayfalama işlemine **thrashing** (boşuna çalışma) denilir.
- Bir process **paging için ayırdığı süreden daha fazlasını thrashing için ayırıyorsa thrashing yapıyor** (boşuna çalışıyor) denilir.

39

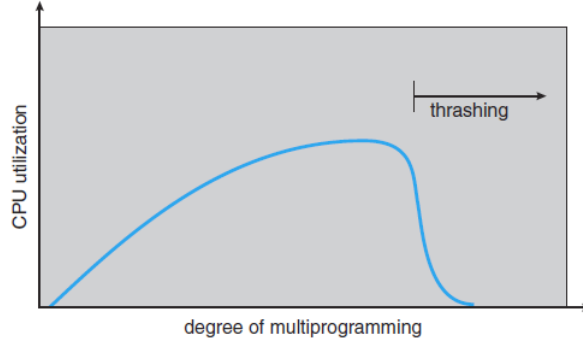
Thrashing

- **İşletim sistemi CPU doluluk oranını sürekli izler ve CPU doluluk oranı azaldığında multiprogramming seviyesini artırarak yeni process başlatır.**
- Global page replacement kullanılırsa, **diğer process'lerin sayfaları alınmaya başlar ve buna bağlı olarak page fault sıklığı artmaya başlar.**
- **Diğer process'ler yeni sayfaya ihtiyaç duyduğunda bu kez yeni process'e atanan sayfalar alınır.**
- Page fault arttıkça, process'ler paging biriminde sıra beklemeye başlar ve CPU hazır kuyruğu boşalır. **CPU doluluk oranı düşmeye başlar.**
- CPU scheduler, CPU'nun doluluk oranının düşmeye başladığını görür ve sürekli yeni process'ler başlatır.
- **Sonuçta multiprogramming seviyesi artar, ancak CPU doluluk oranı düşer, thrashing artar ve throughput düşer.**

40

Thrashing

- Şekilde multiprogramming seviyesi ile CPU doluluk oranı görülmektedir.



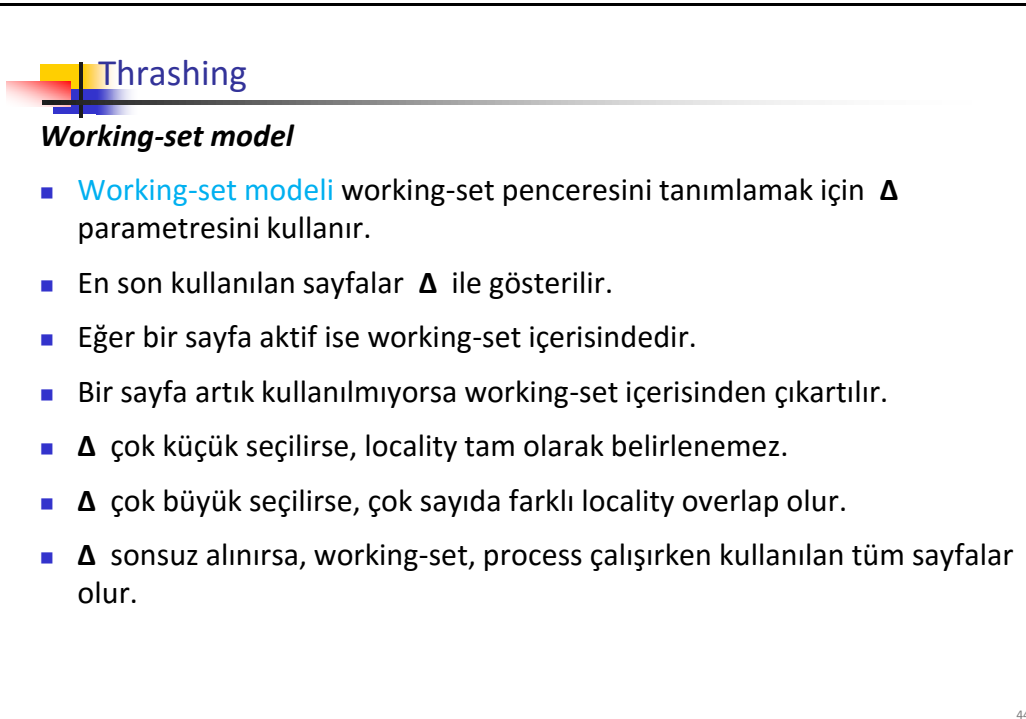
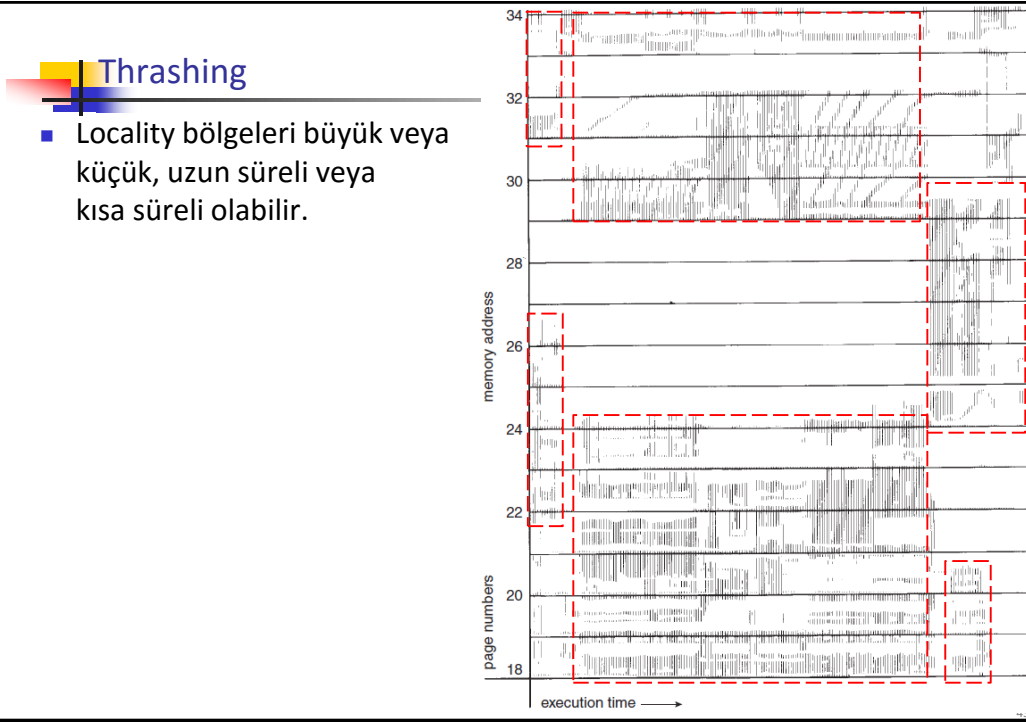
- Belirli bir noktada, **CPU doluluk oranını artırmak ve thrashing'i durdurmak için, multiprogramming seviyesini düşürmek** gereklidir.

41

Thrashing

- **Local replacement (priority replacement)** algoritması kullanılarak thrashing azaltılabilir.
- Local replacement algoritmasında, **bir process thrashing yapmaya başlarsa diğer process'lerden frame almasına izin verilmez.**
- Thrashing yapan process'ler zamanın büyük kısmını paging biriminde geçirirler ve efektif erişim süreleri düşer.
- **Thrashing yapmayan process'ler içinde (paging biriminin kuyruğu büyüdüğü için) efektif erişim süresi düşer.**
- Thrashing'i engellemek için her process'e ihtiyaç duyacağı kadar frame atamak gereklidir.
- Bir process'in herhangi bir anda ihtiyaç duyacağı sayfalar **locality model** ile belirlenir.
- **Bir process, locality'den locality'e geçiş yaparak çalışır.**

42



Thrashing

Working-set model

- Şekilde, $\Delta = 10$ alınırsa t_1 anında working-set $\{1,2,5,6,7\}$ olur.
- t_2 anında working-set $\{3,4\}$ olur.

page reference table

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

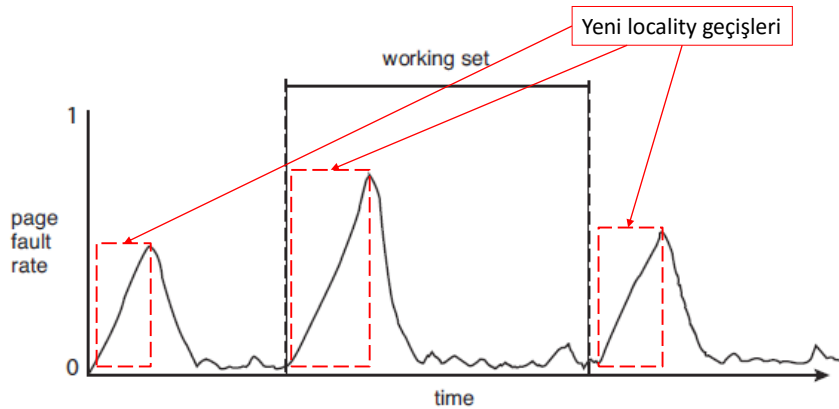


45

Thrashing

Working-set model

- Şekilde, working-set ile page fault oranı ilişkisi verilmiştir.
- Yeni bir locality'ye geçildiğinde page-fault oranı yükselmekte ve o bölgede çalışma devam ederken page-fault oranı düşmektedir.



46

Thrashing

Page-fault frequency

- Page-fault frequency yaklaşımında, **page-fault oranına göre frame sayısı artırılır veya azaltılır.**
- Page-fault oranı yüksekse frame sayısı artırılır, düşükse frame azaltılır.
- Belirlenecek üst ve alt limitlerin dışına çıktığında, frame sayısı değiştirilir.

