Wykład 6. Pamięć wirtualna

Idea pamięci wirtualnej

- Pamięć wirtualna -- technika umożliwiająca wykonywanie procesów, które nie są w całości przechowywane w pamięci operacyjnej.

- Skutki (zalety i wady):
  - programy mogą być większe niż pamięć fizyczna
  - pamięć wirtualna umożliwia utworzenie abstrakcyjnej pamięci głównej w postaci dużej, jednolitej tablicy do magazynowania informacji, można oddzielić pamięć logiczną od pamięci fizycznej
  - zastosowanie pamięci wirtualnej może znacznie obniżyć wydajność systemu

- Sposoby realizacji pamięci wirtualnej:
  - stronicowanie na żądanie (ang. *demand paging*)
  - segmentacja na żądanie (ang. *demand segmentation*)

Czy konieczne jest ładowanie całego programu do pamięci na czas jego wykonania ?

- programy często zawierają fragmenty do obsługi wyjątkowo pojawiających się błędów
- tablice, listy i wykazy mają często przydzielone więcej pamięci, niż rzeczywiście potrzebują
- pewne procedury programu są rzadko stosowane

Czy konieczne jest ładowanie całego programu do pamięci na czas jego wykonania (2)?

- Własność lokalności
  - Program i referencje do danych procesie zazwyczaj grupują się w klaster
  - Tylko niewielka część procesu (kodu i danych) będzie potrzebna w najbliższym czasie
  - Dlatego są możliwe inteligentne próby odgadywania, które części procesu będą potrzebne w najbliższym czasie i dokonywanie odpowiedniego ładowania ich do pamięci, co umożliwia uniknięcie szamotania (utrzymanie błędnych odgadywań na niskim poziomie)

Zalety ładowania do PO jedynie części programów

- Program nie jest ograniczony wielkością dostępnej pamięci fizycznej. Możliwe jest pisanie programów w wielkiej wirtualnej przestrzeni adresowej, co ułatwia programowanie.

- Każdy program użytkownika może zajmować mniejszy obszar pamięci fizycznej. Można w tym samym czasie wykonywać więcej programów, zwiększyć wykorzystanie procesora i przepustowość, bez zwiększania czasu odpowiedzi i czasu cyklu przetwarzania.

- Maleje liczba operacji wejścia-wyjścia koniecznych do załadowania lub wymiany programów użytkowych w pamięci, zatem każdy program powinien się wykonywać szybciej.

Stronicowanie na żądanie

- procesy przebywają w pamięci pomocniczej
- proces, który należy wykonać zostaje wprowadzony do pamięci operacyjnej
- procedura leniwej wymiany (ang. *lazy swapper*) -- nigdy nie wykonuje się wymiany stron w pamięci, jeśli nie jest to konieczne
- procedura stronicująca (ang. *pager*) zajmuje się wyborem stron
  - przed wprowadzeniem procesu do pamięci określa, które strony będą potrzebne przed ponownym wysłaniem procesu na dysk
  - procedura stronicująca wprowadza do pamięci tylko niezbędne strony

Stronicowanie na żądanie (2)

- Środki sprzętowe do odróżnienia stron w pamięci i na dysku
  - zastosowanie bitu poprawności (ang. *valid-invalid bit*)
    - bit ma wartość poprawne - strona znajduje się w pamięci operacyjnej i odwołanie do niej jest dozwolone
    - bit ma wartość niepoprawne - strona jest niedozwolona (nie należy do logicznej przestrzeni adresowej procesu) lub jest dozwolona, ale znajduje się na dysku

Obsługa błędu "*brak strony"*

- Odwołanie się do strony, która nie jest w pamięci powoduje wystąpienie błędu *brak strony* (ang. *page fault*).

- Obsługa braku strony:

1. Sprawdzenie wewnętrznej tablicy (najczęściej przechowywanej w bloku kontrolnym procesu) , aby określić, czy odwołanie do pamięci jest dozwolone, czy nie.
2. Jeśli odwołanie jest niedozwolone, wówczas proces jest kończony, jeśli jest dozwolone, ale właściwej strony nie ma w pamięci, to strona jest wprowadzana.
3. Znajdowana jest wolna ramka (np. biorąc ramkę z listy wolnych ramek)
4. Strona z dysku jest odczytywana i ładowana do nowo przydzielonej ramki
5. Po zakończeniu czytania z dysku, modyfikowana jest tablica wewnętrzna procesu i tablica stron, odnotowywane zostaje, że strona jest w pamięci
6. Wznowienie wykonania przerwanego rozkazu (do tego trzeba przechowywać stan przerwanego procesu rejestry, kody warunków, licznik rozkazów)

Sprawność stronicowania na żądanie

Efektywny czas dostępu (ang. *effective access time*) do pamięci stronicowanej na żądanie.

- **Nie występują braki stron**, wtedy efektywny czas dostępu jest równy czasowi dostępu do pamięci.
- **Występują braki stron.**

cd - czas dostępu do pamięci (około 10-200 ns)

p - prawdopodobieństwo braku strony (braki stron powinny być nieliczne, dlatego p powinno być bliskie 0)

efektywny czas dostępu = (1-p) x cd + p x czas-obsługi-braku-strony ***(*)***

Główne składniki wpływające na czas obsługi braku strony:

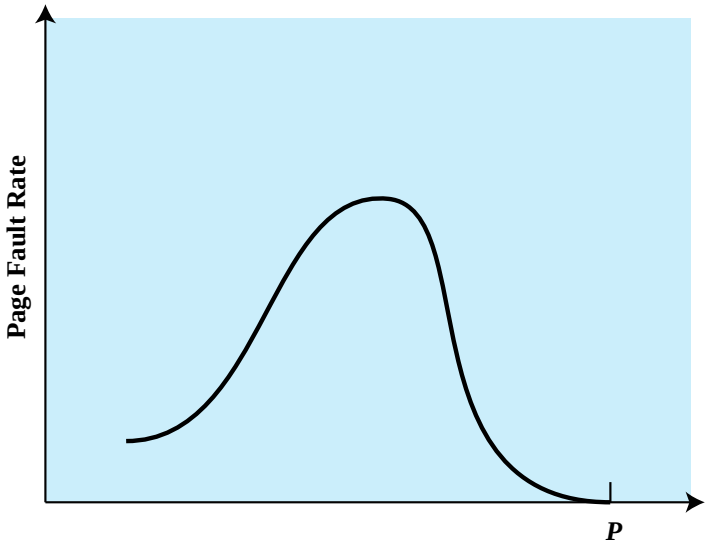
1. Obsługa przerwania wywołanego brakiem strony (1 do 100 μs)
2. Czytanie strony (~ 25 ms)
3. Wznowienie procesu (1 do 100 μs)

Sprawność stronicowania na żądanie (2)

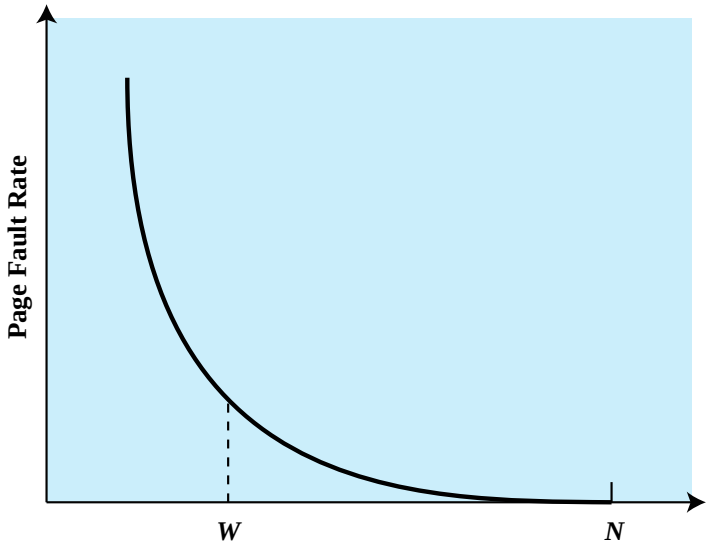
(*)

- jeśli 1 dostęp na 1000 powoduje brak strony, to komputer zostaje spowolniony 250 razy
- aby pogorszenie nie przekraczało 10%, dopuszczalny jest 1 brak strony na 2.5 miliona odniesień do pamięci

Typowe zachowanie programu podczas stronicowania



(a) Page Size



(b) Number of Page Frames Allocated

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

Realizacja obsługi braku strony - wersja bardziej szczegółowa

1. Przejście do systemu operacyjnego
2. Przechowanie rejestrów użytkownika i stanu procesu
3. Określenie, że przerwanie było spowodowane brakiem strony
4. Sprawdzenie, czy odniesienie do strony było dopuszczalne i określenie położenia strony na dysku
5. Wydanie polecenia czytania z dysku do wolnej ramki:
   - czekanie w kolejce do odpowiedniego dysku, aż będzie obsłużone zamówienie na czytanie
   - czekanie przez czas szukania informacji na dysku i (lub) jej nadchodzenie
   - rozpoczęcie przesyłania strony do wolnej ramki
6. Przydzielenie procesora innemu użytkownikowi na czas oczekiwania bieżącego użytkownika
7. Otrzymanie przerwania od dysku (zakończenie operacji we/wy)
8. Przechowanie rejestrów i stanu procesu innego użytkownika (jeśli wykonano 6)
9. Określenie, czy przerwanie pochodziło od dysku
10. Skorygowanie zawartości tablicy stron i innych tablic, w celu odnotowania, że strona jest teraz w pamięci
11. Czekanie na powtórne przydzielenie procesora danemu procesowi
12. Odtworzenie stanu rejestrów użytkownika, stanu procesu i nowej tablicy stron, oraz wznowienie przerwanego rozkazu

Zastępowanie stron

- właściwy dobór stron ładowanych do pamięci pozwala na ograniczenie operacji we/wy i zwiększenie stopnia wieloprogramowości
- nadprzydział pamięci (ang. *over-allocating*) - brak wolnych ramek do załadowania potrzebnej strony -- stronicowanie na żądanie musi znaleźć rozwiązanie niewidoczne dla użytkownika:
  - wymiana procesu - zwolnienie wszystkich jego ramek i zmniejszenie poziomu wieloprogramowości
  - **zastępowanie stron** (ang. *page replecement*) -> trzeba wybrać spośród zajętych ramek tę, która nie jest używana i zwolnić ją, a następnie wprowadzić na jej miejsce potrzebną stronę

- W celu ograniczenia nakładu czasu na obsługę braku strony stosuje się:
  - bit modyfikacji/zabrudzenia (ang. modify (dirty) bit) - stowarzyszony z każdą stroną, wskazuje, że strona uległa modyfikacji

- Podstawowe problemy stronicowania na żądanie:
  - algorytm przydziału ramek (ang. *frame-allocation algorithm)* - określa, ile ramek należy przydzielić każdemu procesowi
  - algorytm zastępowania stron (ang. *page-replacement algorithm*) - wybiera ramki do wymiany

Algorytmy zastępowania stron

- **pożądane właściwości algorytmu zastępowania stron:**
  - minimalizacja częstości braków stron (ang. page-fault rate)
  - łatwość i koszt realizacji algorytmu

- **ocena algorytmu** - na podstawie jego wykonania na pewnym ciągu odniesień (ang. *reference string*) do pamięci i po zsumowaniu liczby braków stron

- **sposoby tworzenia ciągów odniesień:**
  - sztucznie (np. losowo)
  - na podstawie śledzenia jakiegoś systemu - zapisując wszystkie odwołania do pamięci (numery stron, do których nastąpiły odwołania)

Algorytm FIFO

(pierwszy na wejściu-pierwszy na wyjściu, ang. first-in-first-out)

- z każdą stroną jest kojarzony jej czas wprowadzenia do pamięci
- zamiast zapamiętywać czasy dla każdej strony, można przechowywać odsyłacze do stron w kolejce FIFO
- w razie konieczności wymiany – wymieniana jest najstarsza strona

- **Zalety:**
  - algorytm łatwy do zrozumienia i zaprogramowania

- **Wady**:
  - strona dawno załadowana może być nadal potrzebna
  - możliwość wystąpienia tzw. anomalii Belady'ego (ang. *Belady's anomaly*) – w pewnych sytuacjach liczba braków stron dla większej ilości ramek może być wyższa od liczby braków stron, gdyby do dyspozycji była mniejsza ilość ramek
  - anomalia Belady'ego oznacza, że współczynnik braków może czasem wzrastać wraz z ilością ramek

Algorytm optymalny (OPT, MIN)

- cechuje go najniższy współczynnik braków stron
- nie jest dotknięty anomalią Belady'ego
- używany głównie do studiów porównawczych
- różnice między algorytmem FIFO i algorytmem optymalnym
  - w FIFO jest brany pod uwagę czas wprowadzania strony do pamięci, a w optymalnym – czas w którym strona ma być użyta
  - FIFO „patrzy" wstecz, a optymalny – do przodu

- **Idea algorytmu:**
  - zastąpiona zostaje strona, która najdłużej nie będzie używana

- **Wady algorytmu idealnego:**
  - trudność realizacyjna
  - wymaga wiedzy o przyszłej postaci ciągu odniesień

Algorytm LRU (zastępowanie najdawniej używanych stron, ang. least recently used)

- zastępowana jest strona, która najdawniej nie była używana
- do oszacowania sytuacji w przyszłości jest używane badanie stanów w niedawnej przeszłości
- z każdą stroną jest kojarzony czas jej ostatniego użycia
- algorytm stosowany często i uważany za dość dobry
- trudność -- implementacja zastępowania stron wg. kolejności wynikającej z algorytmu LRU
  - może być konieczne znaczne wsparcie sprzętowe
  - problem, jak określić kolejność ramek na podstawie ich ostatniego użycia
- zastępowanie stron metodą LRU nie jest dotknięte anomalią Belady'ego

Sposoby realizacji LRU:

- zastosowanie licznika
- zastosowanie stosu

Algorytmy stosowe (ang. stack algorithms)

- dla tych algorytmów można wykazać, że zbiór stron w pamięci w przypadku istnienia n ramek jest zawsze podzbiorem zbioru stron znajdujących się w pamięci przy n+1 ramkach
- nie są one dotknięte anomalią Belady'ego

Algorytm LRU. Implementacja z licznikiem

Idea:

- do każdej pozycji w tablicy stron jest dołączany rejestr czasu użycia
- do procesora jest dodawany zegar logiczny, lub licznik
- wskazania zegara są zwiększane wraz z każdym odniesieniem do pamięci
- przy odniesieniu do strony, zawartość zegara jest kopiowana do rejestru czasu użycia należącego do danej strony tablicy stron
- zastępowana jest strona z najmniejszą wartością czasu

Wymagania i problemy:

- realizacja algorytmu wymaga przeglądania tablicy stron w celu znalezienia strony najdawniej używanej
- rejestry czasu użycia są aktualizowane przy odwołaniach do strony i przy wymianach stron
- trzeba rozwiązać problem nadmiaru w rejestrze zegara

Algorytm LRU. Implementacja stosowa

Idea:

- utrzymywanie stosu numerów stron
- przy każdym odwołaniu do strony jej numer wyjmuje się ze stosu i umieszcza na jego szczycie
- na szczycie stosu jest zawsze numer strony użytej jako ostatnia, a poniżej kolejne strony używane coraz dawniej

Koszt:

- trzeba wydobywać pozycje z wnętrza stosu,
- najlepsza implementacja oparta jest na zastosowaniu listy dwukierunkowej ze wskaźnikami do czoła i końca listy
- wyjęcie strony i ulokowanie jej na szczycie wymaga w najgorszym razie aktualizacji 6 wskaźników
- nie jest konieczne przeszukiwanie listy
- metoda przydatna do implementacji algorytmu LRU za pomocą oprogramowania systemowego lub mikroprogramu

Algorytmy przybliżające metodę LRU

- aby algorytm LRU mógł działać z odpowiednią szybkością wymagane jest znaczne wsparcie sprzętowe
- wiele systemów nie ma wystarczającego wsparcia, co powoduje konieczność używania innych algorytmów (np. FIFO)
- w wielu systemach są stosowane tylko ograniczone środki wspomagania – bity odniesienia, związane z każdą pozycją w tablicy stron
- bit odniesienia jest ustawiany dla danej strony przez sprzęt wtedy, gdy występuje do niej odniesienie (czytanie lub pisanie dowolnego bajta na stronie)

Działanie algorytmu z bitami odniesienia

- na początku wszystkie bity odniesienia są zerowane
- w trakcie wykonania procesu, bit związany ze stroną do której następuje odwołanie jest ustawiany przez sprzęt (ma nadawaną wartość 1)
- na podstawie wartości bitów odniesienia można określić, które strony były używane i usuwać tylko te strony, które używane nie były
- nie można określić (za mało danych):
  - porządku użycia stron
  - częstotliwości użycia stron

Algorytmy przybliżające metodę LRU: Algorytm dodatkowych bitów odniesienia

- stany bitów odniesienia są odnotowywane w regularnych odstępach czasu – daje to algorytmowi więcej informacji o użyciu stron
- dla każdej strony przeznacza się bajt (8 bitów) i przechowuje się go w pamięci operacyjnej
- w regularnych okresach czasu, przerwanie zegarowe powoduje przekazanie sterowania do systemu operacyjnego
  - dla każdej strony system operacyjny wprowadza bit odniesienia na najbardziej znaczącą pozycję odpowiedniego bajta (który pełni rolę rejestru przesuwnego związanego z daną stroną)
  - pozostałe bity są przesuwane o jedną pozycję w prawo; na pozycji najmniej znaczącej następuje utrata bitu
  - bit odniesienia jest zerowany
- rejestry przesuwne zawierają historie użycia wszystkich stron podczas 8 ostatnich okresów
  - strona o wartości rejestru 00000000 nie była używana podczas 8 ostatnich okresów
  - strona o wartości rejestru 11111111 była używana podczas każdego z 8 ostatnich okresów
- rejestry można traktować jako 8-bitowe liczby bez znaku i porównywać je – najmniejsza wartość odpowiada stronie najdawniej używanej
- wartości rejestrów przesuwne mogą być równe dla wielu stron – można wtedy wymienić wszystkie strony o najmniejszej wartości, albo np. zastosować alg. FIFO

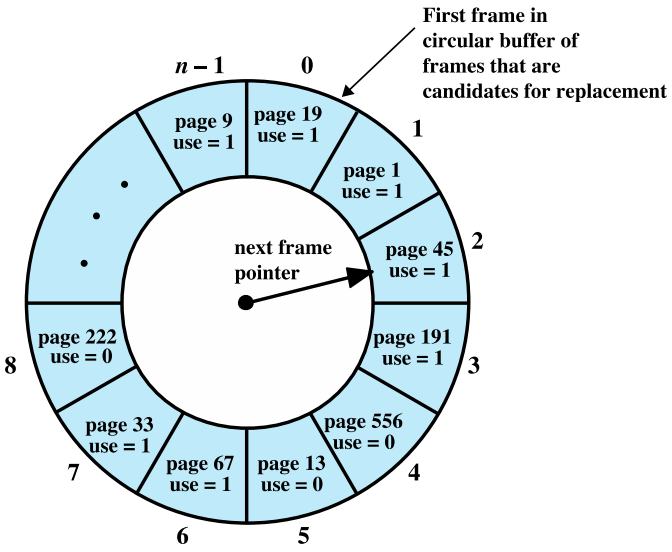
Algorytmy przybliżające metodę LRU: Algorytm drugiej szansy (zegarowy)

- liczba bitów historii w *algorytmie dodatkowych bitów odwołań* może być różna, w skrajnym przypadku może zostać zredukowana do 0 (pozostaje tylko bit odniesienia) → algorytm zastępowania stron na zasadzie drugiej szansy
- algorytm oparty na algorytmie FIFO
  - po wybraniu strony sprawdza się jej wartość jej bitu odniesienia
    - jeżeli jest 0, to strona zostaje zastąpiona
    - jeżeli jest 1, to strona pozostaje w pamięci, ale jej bit odniesienia jest zerowany, a jej czas przybycia ustawiany na czas bieżący

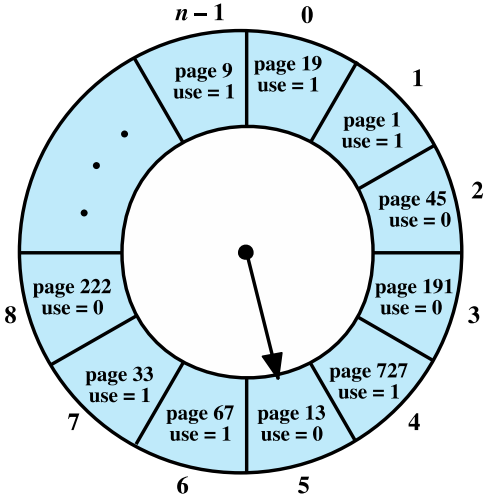
Sposoby realizacji algorytmu drugiej szansy:

- kolejka cykliczna
- wskaźnik pokazuje na stronę, która może być zastąpiona w następnej kolejności
- po zapotrzebowaniu na ramkę wskaźnik przemieszcza się naprzód, aż zostanie odnaleziona strona z wyzerowanym bitem odniesienia
- podczas przemieszczania wskaźnika, analizowane bity odniesienia są zerowane

Algorytmy przybliżające metodę LRU: Algorytm drugiej szansy (zegarowy) - przykład



(a) State of buffer just prior to a page replacement



(b) State of buffer just after the next page replacement

Algorytmy przybliżające metodę LRU: Ulepszony algorytm drugiej szansy

- brane są pod uwagę: bit odniesienia i bit modyfikacji, są one traktowane jak uporządkowana para

Istnieją 4 klasy stron

- (0,0) – ostatnio nie używana i nie zmieniana – najlepsza strona do zastąpienia
- (0,1) – ostatnio nie używana, ale zmieniona – nieco gorsza kandydatka, gdyż trzeba ją będzie zapisać na dysk przed zastąpieniem
- (1,0) – używana ostatnio, ale nie zmieniona – niedługo może być używana
- (1,1) – używana ostatnio i zmieniona – niedługo może być używana, w przypadku wymiany trzeba ją będzie zapisać na dysk

Działanie algorytmu:

- postępowanie analogiczne jak w algorytmie zegarowym, ale sprawdza się, do której klasy strona należy
- zastępowana jest pierwsza napotkana strona z najniższej niepustej klasy

Algorytmy zliczające: Algorytm LFU i MFU

- wprowadzenie liczników odwołań do każdej ze stron
- oba poniższe algorytmy nie są popularne (implementacja dość kosztowna i nie przybliżają wystarczająco dobrze algorytmu OPT)

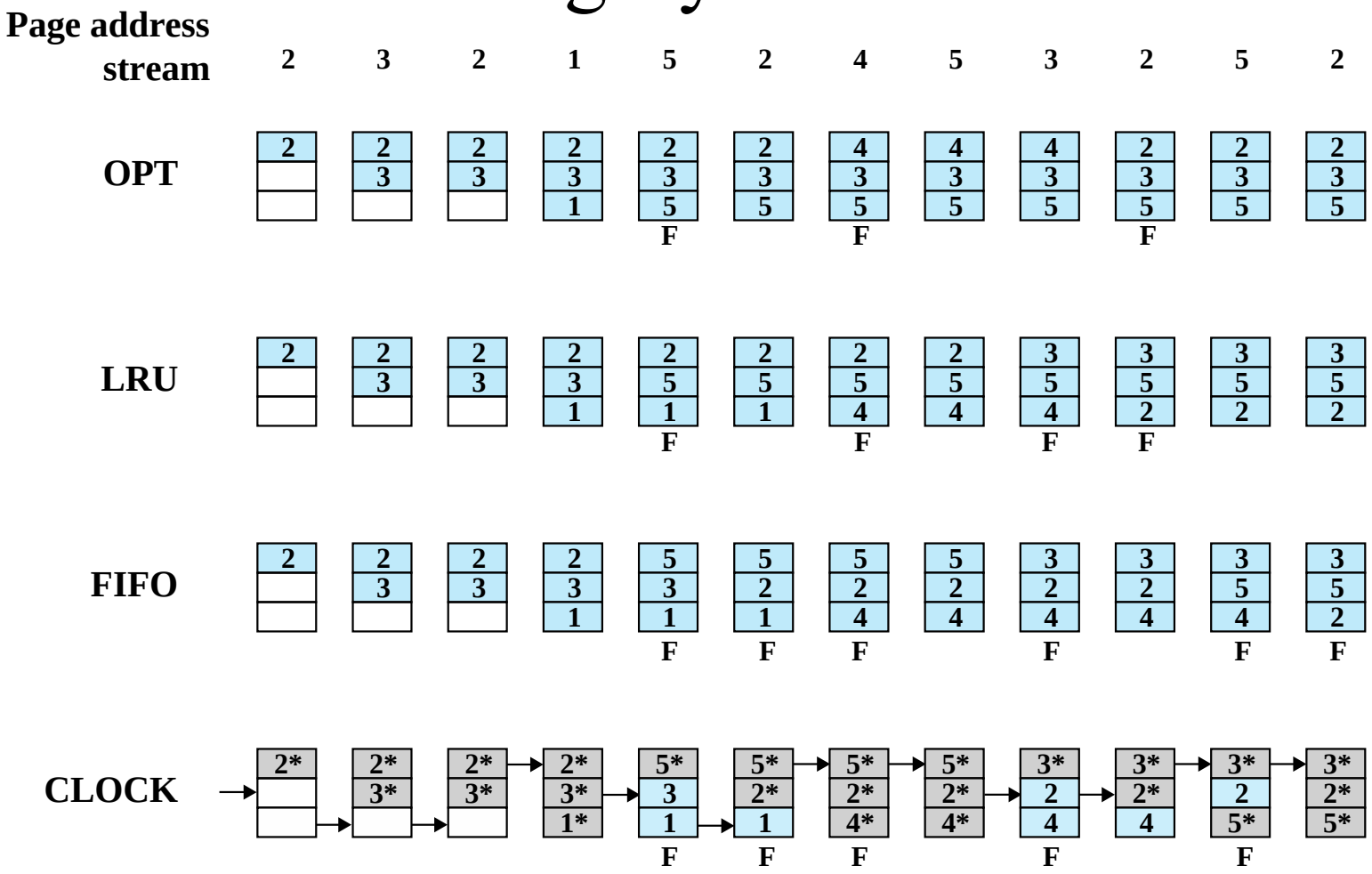
LFU (alg. zastępowania strony najrzadziej używanej, ang. least frequently used)

- zakłada się, że strona aktywnie użytkowana powinna mieć wysoką wartość licznika odwołań
- problemy:
  - strona może być aktywnie używana w przeszłości, a potem przestaje być używana – jednym z rozwiązań jest przesuwanie liczników w prawo o 1 bit w regularnych odstępach czasu,
  - strony dopiero wprowadzone do pamięci mogą mieć stosunkowo niską wartość licznika

MFU (alg. zastępowania strony najczęściej używanej, ang. most frequently used)

- zakłada się, że strona z najmniejszą wartością licznika została prawdopodobnie dopiero wprowadzona do pamięci

Przykład działania podstawowych algorytmów



F = page fault occurring after the frame allocation is initially filled

Procedura uzupełniająca algorytmy zastępowania stron - Algorytm buforowania stron

- system przechowuje pulę wolnych ramek
- po wystąpieniu błędu strony ramkę do wywłaszczenia wybiera się jedną z przedstawionych poprzednio metod
- rozwinięcie 1:
  - zanim strona-ofiara zostanie usunięta z pamięci, potrzebna strona jest czytana do którejś z wolnych ramek puli
  - to postępowanie pozwala na maksymalnie szybkie wznowienie procesu, bez oczekiwania na przepisanie strony-ofiary do pamięci operacyjnej
  - jeżeli potem strona-ofiara zostanie przepisana do pamięci zewnętrznej, wówczas zajmowana przez nią ramka jest dołączana do puli wolnych ramek
- rozwinięcie 2 - utrzymywanie listy zmienionych stron
  - gdy urządzenie stronicujące jest bezczynne, wybiera się zmienioną stronę i zapisuje się ją na dysku
  - bit modyfikacji wybranej strony jest zerowany
  - wzrost prawdopodobieństwa, że wybrana do zastąpienia strona nie będzie oznaczona jako zmodyfikowana i nie jest konieczny jej zapis trzeba na dysku
- rozwinięcie 3
  - utrzymywanie puli wolnych ramek i pamiętanie, które strony rezydowały w każdej z ramek
  - jak długo ramka nie zostanie ponownie użyta, tak długo pozostająca w niej strona może być ponownie użyta z puli wolnych ramek

Metody przydziału ramek

- problem: jak podzielić ramki pomiędzy procesy ?

- "czyste stronicowanie" :
  - globalne, dla całego systemu
  - zastępowanie stron dopiero wtedy, gdy wszystkie ramki zostaną zapełnione,
  - brak przydziału limitów ramek dla procesów

Przydział ramek: maksymalna i minimalna liczba ramek

- maksymalna liczba ramek – wynika z ilości pamięci fizycznej
- minimalna liczba ramek, które muszą być przydzielone -- określona przez zbiór rozkazów w architekturze komputera:
  - jeśli brak strony wystąpi przed zakończeniem wykonywania rozkazu, to rozkaz musi być powtórzony
  - trzeba mieć wystarczającą ilość ramek, by przechować wszystkie strony, do których może się odnosić pojedynczy rozkaz
    - rozkaz może przekraczać długość słowa, zatem może się znajdować na sąsiednich stronach
    - trzeba ponadto uwzględnić odniesienia do pamięci, adresowanie pośrednie (i jego poziomy), rozmiary obszarów w pamięci, do których nastąpiło odwołanie itd.

Przydział ramek: Algorytmy przydziału

- n – ilość procesów
- m – ilość ramek

- przydział równy (ang. *equal allocation*)
  - każdy proces otrzymuje m/n ramek
  - ewentualne pozostałe wolne ramki mogą być traktowane jako bufor wolnych ramek
  - słaby punkt: procesy mają różne rozmiary i różne zapotrzebowanie na ramki

- przydział proporcjonalny (ang. *proportional allocation*)
  - każdemu procesowi przydziela się dostępne ramki w zależności od jego rozmiaru
  - si – wielkość pamięci wirtualnej procesu pi
  - $S = \Sigma si$ - suma pamięci wirtualnych wszystkich procesów
  - mi – ilość ramek przydzielanych procesowi pi
  - $mi = si/S\ m$

- przydział z uwzględnieniem priorytetów
  - wymaga się, że proces o wyższym priorytecie, w celu przyspieszenia jego działania, otrzymuje więcej pamięci niż proces niskopriorytetowy
  - np. przydział proporcjonalny, w którym ilość ramek zależy nie od względnych rozmiarów procesów, ale od priorytetów procesów, lub od kombinacji rozmiaru i priorytetu

Przydział ramek: Zastępowanie globalne i lokalne

- **zastępowanie globalne** (ang. *global replacement*)
  - proces może pobierać ramki ze zbioru wszystkich ramek, nawet jeżeli dana ramka jest aktualnie przydzielona innemu procesowi
  - np. proces wysokopriorytetowy może dokonać wymiany strony w swojej ramce, albo zabrać ramkę procesowi niskopriorytetowemu
  - proces nie może kontrolować własnej czynności występowania braków stron – zbiór stron procesu w pamięci zależy nie tylko od zachowania danego procesu, ale także od zachowania innych procesów

- **zastępowanie lokalne** (ang. *local replacement*) –
  - liczba ramek przydzielonych do procesu nie ulega zmianom
  - proces dokonuje wymian tylko w obrębie swoich ramek
  - zbiór stron procesu w pamięci zależy tylko od stronicowania odnoszącego się do danego procesu
  - ze względu na ograniczenie się tylko do fragmentu pamięci, może nastąpić spowolnienie wykonania się procesu wskutek istnienia niedostępnych, mniej używanych stron pamięci

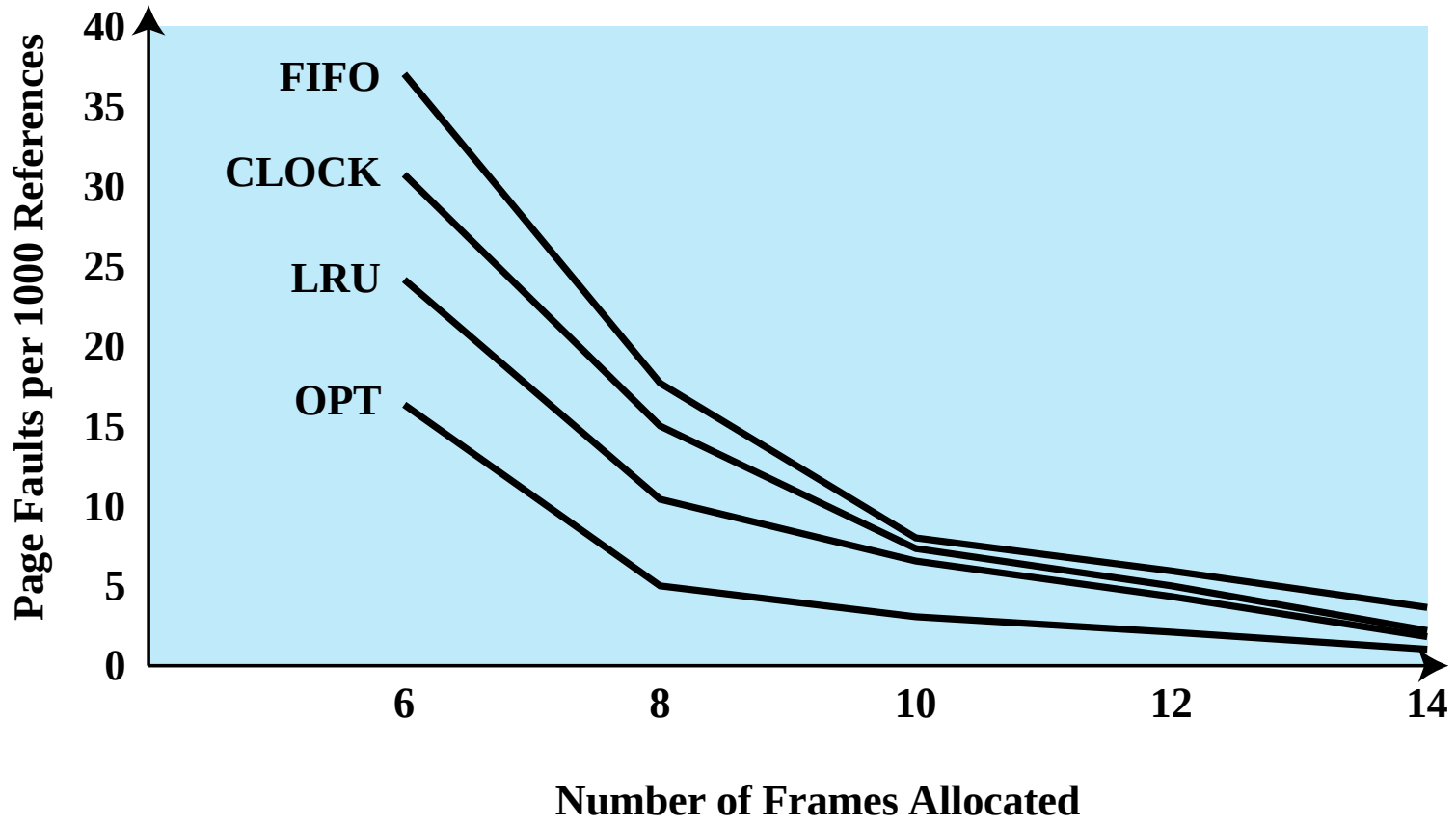
Szamotanie: Przyczyny

- Szamotanie (ang. *trashing*)
  - sytuacja, w której proces musi dokonywać częstych wymian stron
  - proces szamoce się, jeśli spędza więcej czasu na stronicowaniu, niż na wykonaniu

- Przykładowa sytuacja:
  - proces wchodzi w nową fazę działania i potrzebuje więcej ramek
  - wykazuje braki stron i powoduje utratę stron przez inne procesy
  - inne procesy także wykazują braki stron
  - wskutek oczekiwania procesów na przydział stron zmniejsza się wykorzystanie procesora
  - jeśli spada zużycie procesora, wtedy planista może chcieć zwiększyć poziom wieloprogramowości przyjmując nowe procesy i przydzielając im pamięć

- Sposób ograniczenia szamotania:
  - lokalny(lub priorytetowy) algorytm zastępowania – szamocący się proces nie doprowadza do szamotania innych procesów
  - należy dostarczyć procesowi tyle ramek, ile potrzebuje

Porównanie popularnych algorytmów wymiany stron dla stałych liczb alokowanych stron dla procesów i z lokalnym algorytmem zastępowania stron



Szamotanie: Model zbioru roboczego

- Model strefowy :
  - podczas swego wykonania program przebywa w różnych strefach, w każdej z nich odwołuje się do innych zbiorów stron

- model zbioru roboczego (ang. working-set model)
  - zakłada się, że program ma charakterystykę strefową
  - Δ -- definiuje okno zbioru roboczego (ang. working-set window), sprawdza się Δ ostatnich odwołań do pamięci
  - zbiór roboczy – zbiór stron, do których nastąpiło Δ ostatnich odwołań
  - konsekwencje: jeśli strona jest używana, to powinna się znaleźć w zbiorze roboczym
  - jeśli strona przestaje być używana, do jest usuwana ze zbioru roboczego
  - proces powinien mieć w pamięci strony ze zbioru roboczego

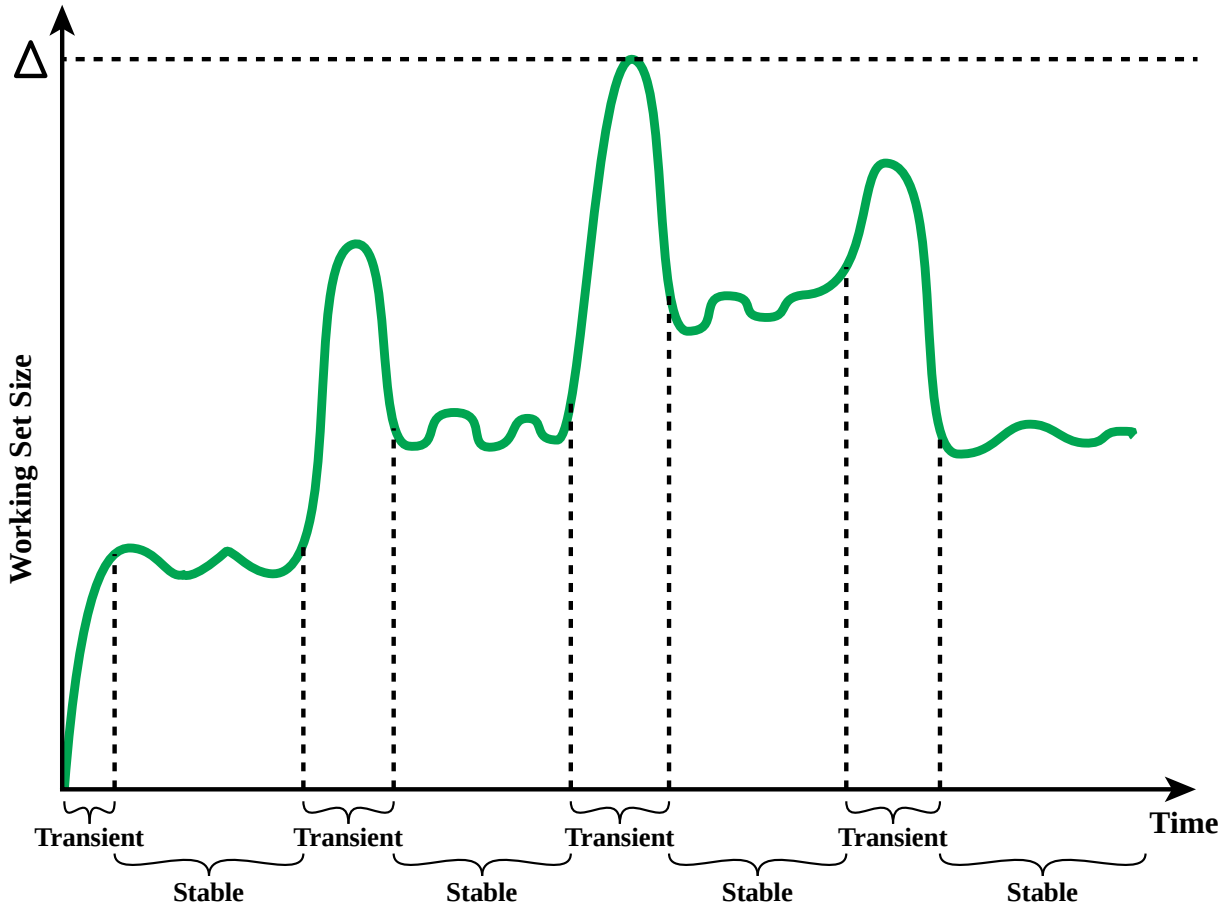
  - obliczając dla każdego procesu rozmiar zbioru roboczego, można określić aktualne zapotrzebowanie na ramki w systemie
  - jeśli ogólna liczba ramek jest mniejsza od ilości potrzebnych ramek, to dochodzi do szamotania
  - stosując zbiór roboczy można utrzymywać poziom wieloprogramowości na możliwie najwyższym poziomie, przy którym nie dochodzi do szamotania

Dynamika zbioru roboczego – przykład [Bach86]

References

	2	3	4	5
24	24	24	24	24
15	24 15	24 15	24 15	24 15
18	15 18	24 15 18	24 15 18	24 15 18
23	18 23	15 18 23	24 15 18 23	24 15 18 23
24	23 24	18 23 24	•	•
17	24 17	23 24 17	18 23 24 17	15 18 23 24 17
18	17 18	24 17 18	•	18 23 24 17
24	18 24	•	24 17 18	•
18	•	18 24	•	24 17 18
17	18 17	24 18 17	•	•
17	17	18 17	•	•
15	17 15	17 15	18 17 15	24 18 17 15
24	15 24	17 15 24	17 15 24	•
17	24 17	•	•	17 15 24
24	•	24 17	•	•
18	24 18	17 24 18	17 24 18	15 17 24 18

Przykładowe zmiany zbioru rozmiaru roboczego podczas wykonania procesu przy zadanym rozmiarze okna Δ [MAEK87]



Szamotanie: Częstość braków stron

- prostsza metoda nadzorowania szamotania – mierzenie częstości braków stron (ang. *page-fault frequency* PFF)
- wysoka liczba braków stron – proces potrzebuje więcej ramek
- niska liczba braków stron – proces ma zbyt wiele ramek

Metoda ładowania stron (ang. *fetching policy*)

- Stronicowanie na żądanie (ang. *demand paging*)
- Stronicowanie wstępne (ang. *prepaging*)

Własności stronicowania na żądanie

- Strony są ładowane do pamięci tylko gdy następuje referencja do zawartości danej strony
- Wiele błędów stron podczas pierwszego uruchomienia procesu
- Własność lokalności sugeruje, że po ładowaniu większej liczby stron, większość przyszłych referencji będzie dotyczyło stron już załadowanych, a zatem wskaźnik błędów stron powinien spaść do bardzo niskiego poziomu

Stronicowanie wstępne

- w stronicowaniu na żądanie występuje na początku działania procesu duża liczba braków stron (zanim nie zostanie załadowana do pamięci początkowa strefa procesu)
- stronicowanie wstępne (ang. *prepaging)* - jednorazowe wprowadzenie do pamięci stron, o których jest wiadome, że będą potrzebne
- wraz z procesem zapamiętuje się jego zbiór roboczy i odpowiednie strony są ładowane przed wznowieniem wykonania procesu (i załadowaniem go do pamięci)
- trzeba rozstrzygnąć, czy koszt stronicowania wstępnego jest mniejszy od obsługi odpowiednich braków stron

Stronicowanie wstępne - własności

- ładowane są strony inne niż wymagane wskutek błędu braku strony
- wykorzystuje własności większości pamięci drugiego rzędu (pomocniczych)
- jeśli strony procesu są przechowywane w postaci ciągłej w pamięci pomocniczej, jest bardziej wydajnym załadowanie większej liczby stron za jednym razem
- niewydajne, jeśli nie ma referencji do dodatkowych stron
- nie powinno być mylone z wymianą (ang. "*swapping*")

Wpływ stronicowania na efektywność programu

operacje na tablicach wielowymiarowych;
MAX*sizeof(int) = rozmiar strony

I

```
int A[MAX][MAX];
for(j=0;j<MAX;j++)
        for(i=0; i< MAX; i++)
            A[I][j]=0;
```

II

```
int A[MAX][MAX];
for(i=0;i<MAX;i++)
        for(j=0; j< MAX; j++)
            A[I][j]=0;
```

tablica jest umieszczona w pamięci wierszami
wybór II ogranicza ilość zmian stron około ~ MAX razy

Powiązania stron z operacjami we/wy

- blokowanie (ang. locking) stron w pamięci
- stosowane np., gdy operacja wejścia-wyjścia odnosi się do pamięci wirtualnej procesu
- cel blokowania: uniknięcie sytuacji, że strona zawierająca bufor danych wymienianych przez urządzenie we/wy zostanie wymieniona, gdy proces oczekuje na przydział urządzenia wejścia/wyjścia

Sposoby rozwiązania powyższego problemu:

- zakaz wykonania operacji we/wy bezpośrednio do pamięci użytkownika - transfer jest dokonywany przez pamięć systemu, co jednak powoduje znaczne nakłady czasowe
- blokowanie stron w pamięci
  - każda ramka ma przyporządkowany bit blokowania, jeśli jest ustawiony, to dana ramka nie bierze udział w wymianie
- blokowane mogą być strony, których nie chcemy odsyłać z pamięci
- blokada zmniejsza ilość ramek, które mogą być udostępnione innym stronom

Przetwarzanie w czasie rzeczywistym

- pamięć wirtualna nie sprzyja obliczeniom w czasie rzeczywistym, które powinny mieć minimalne opóźnienia
- systemy czasu rzeczywistego prawie nigdy nie mają pamięci wirtualnej
- systemy, które umożliwiają obliczenia z podziałem czasu i w czasie rzeczywistym
  - proces pracujący w czasie rzeczywistym informuje system o potrzebnych stronach, które zostają zablokowane w pamięci
  - groźba uniemożliwienia innym procesom wykonywania się

Przykład systemu: Windows NT

- Stosowane jest stronicowanie na żądanie z grupowaniem (ang. clustering)
- Grupowanie polega na obsługiwaniu braków stron przez sprowadzanie nie tylko brakującej strony, ale także pewnej liczby stron z jej otoczenia
- Po utworzeniu procesu przypisuje mu się minimum i maksimum zbioru roboczego
  - Minimum zbioru roboczego (ang. working-set minimum) oznacza minimalną liczbę stron, których obecność w pamięci gwarantuje się procesowi
  - Jeśli pamięci jest pod dostatkiem, można przydzielić procesowi więcej stron – aż do wartości maksimum zbioru roboczego (ang. working-set maximum), które w pewnych sytuacjach może być przekroczone
- Zarządca pamięci wirtualnej otrzymuje wykaz wolnych ramek,
  - Z wykazem kojarzy się wartość progową określającą, czy wolnej pamięci jest dosyć, czy też nie
- Po wystąpieniu braku strony w procesie znajdującym się poniżej swego maksimum zbioru roboczego, zarządca pamięci wirtualnej przydziela stronę z wykazu wolnych ramek
- Jeśli proces osiągnął swoje maksimum i wystąpi w nim brak strony, to musi wybrać stronę do zastąpienia przy użyciu lokalnej polityki zastępowania stron
- Gdy ilość wolnej pamięci spada poniżej wartości progowej, zarządca pamięci wirtualnej stosuje tzw. automatyczne przycinanie zbioru roboczego (ang. automatic working-set trimming), aby przywrócić wartość ponad wartością progową
  - Automatyczne przycinanie zbioru roboczego dokonuje się przez określenie liczby stron przydzielonej procesom
  - Jeśli procesowi przydzielono więcej stron, to zarządca pamięci wirtualnej usuwa strony, aż proces osiągnie swoje minimum zbioru roboczego
  - Proces dysponujący tylko minimum zbioru roboczego może uzyskać strony z wykazu wolnych ramek, w miarę możliwości

Przykład systemu: Windows NT (2)

- Algorytm stosowany przy wyznaczaniu strony do usunięcia zależy od rodzaju procesora/ilości procesorów
  - Systemy jednoprocesorowe x86 – odmiana algorytmu zegarowego
  - Systemy wieloprocesorowe x86, procesor Alpha – odmiana algorytmu FIFO
    - Wyczyszczenie bitu odniesienia może wymagać unieważnienia wpisu w buforze translacji adresów stron (TLB) w innych procesorach, aby uniknąć tych komplikacji stosuje się FIFO

Przykład systemu: Solaris 2x (1)

- Jądro utrzymuje listę wolnych stron
- Z wykazem wolnych stron (ang. *free pages*) jest związany parametr **lotsfree** (miejsca pod dostatkiem), reprezentujący próg rozpoczęcia stronicowania
  - **lotsfree** jest na ogół ustawione na 1/64 rozmiaru pamięci fizycznej
  - Cztery razy na sekundę jądro sprawdza, czy ilość wolnej pamięci nie jest mniejsza niż **lotsfree**
- Gdy ilość wolnych ramek spadnie poniżej **lotsfree**, podejmuje działanie proces wymiatania stron (ang. *pageout*).
  - Proces wymiatania stron przypomina algorytm drugiej szansy, znany też jako algorytm zagara dwuwskazówkowego (ang. *two-handed-clock algorithm*)
    - Pierwsza wskazówka obiega wszystkie strony w pamięci, ustawiając ich bity odniesienia na 0
    - W późniejszym czasie, druga wskazówka zegara sprawdza bity odniesień do stron w pamięci i zwraca te strony, które mają ustawioną nadal wartość zero

Przykład systemu: Solaris 2x (2)

- W algorytmie wymiatania stron stosuje się kilka parametrów sterowania szybkością analizowania stron (ang. *scanrate*)
  - Parametry opisujące ilość wolnej pamieci: **minfree** < **desfree** < **lotsfree**
  - Szybkość analizowania jest wyrażana w stronach na sekundę i waha się
    - od **slowscan** (wolna analiza) – domyślna wielkość – 100 stron/sekundę
    - do **fastscan** (szybka analiza) – domyślna wielkość **TotalPhysicalPages**/2 stron na sekundę, lecz nie więcej niż 8192 strony
  - Jeśli ilość wolnej pamięci spada poniżej **lotsfree**, analiza rozpoczyna się z prędkością slowscan stron na sekundę i zwiększa się do **fastscan** w zależności od ilości dostępnej pamięci
  - Odległość (w stronach) między wskazówkami zegara jest określona przez **handspread** (rozpiętość wskazówek). Ilość czasu między wyczyszczeniem bitu i zbadaniem jego stanu przez wskazówkę tylną zależy od **scanrate** i **handspread**
    - Jeśli **scanrate** wynosi 100 stron na sekundę, a **handspread** – 1024 strony, to między przejściami wskazówek upłynie 10 sekund
    - W rzeczywistości **scanrate** rzędu kilku tysięcy nie należy do rzadkości

Przykład systemu: Solaris 2x (3)

- Proces wymiatania stron sprawdza pamięć 4 razy na sekundę
- Jeśli jednak ilość wolnej pamięci spadnie poniżej **desfree** (pożądana ilość wolnej pamięci), to proces wymiatania stron będzie działał 100 razy na sekundę, w celu utrzymania przynajmniej **desfree** wolnej pamięci
- Jeśli nie uda się w ciągu 30 sekund uzyskać średniej ilości wolnej pamięci na poziomie **desfree**, jądro rozpoczyna proces wymiany procesów (poszukując procesów, które od dłuższego czasu były bezczynne)
- Jeśli system nie jest w stanie utrzymać wolnej pozycji na poziomie **minfree**, proces wymiatania stron jest wywoływany przy każdym zamówieniu strony