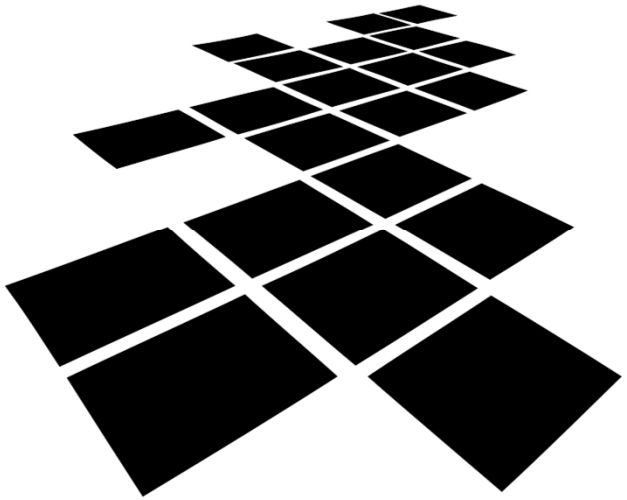
Pamięć wirtualna

Wykład prowadzą:
Jerzy Brzeziński
Dariusz Wawrzyniak



UCZELNIA
ONLINE

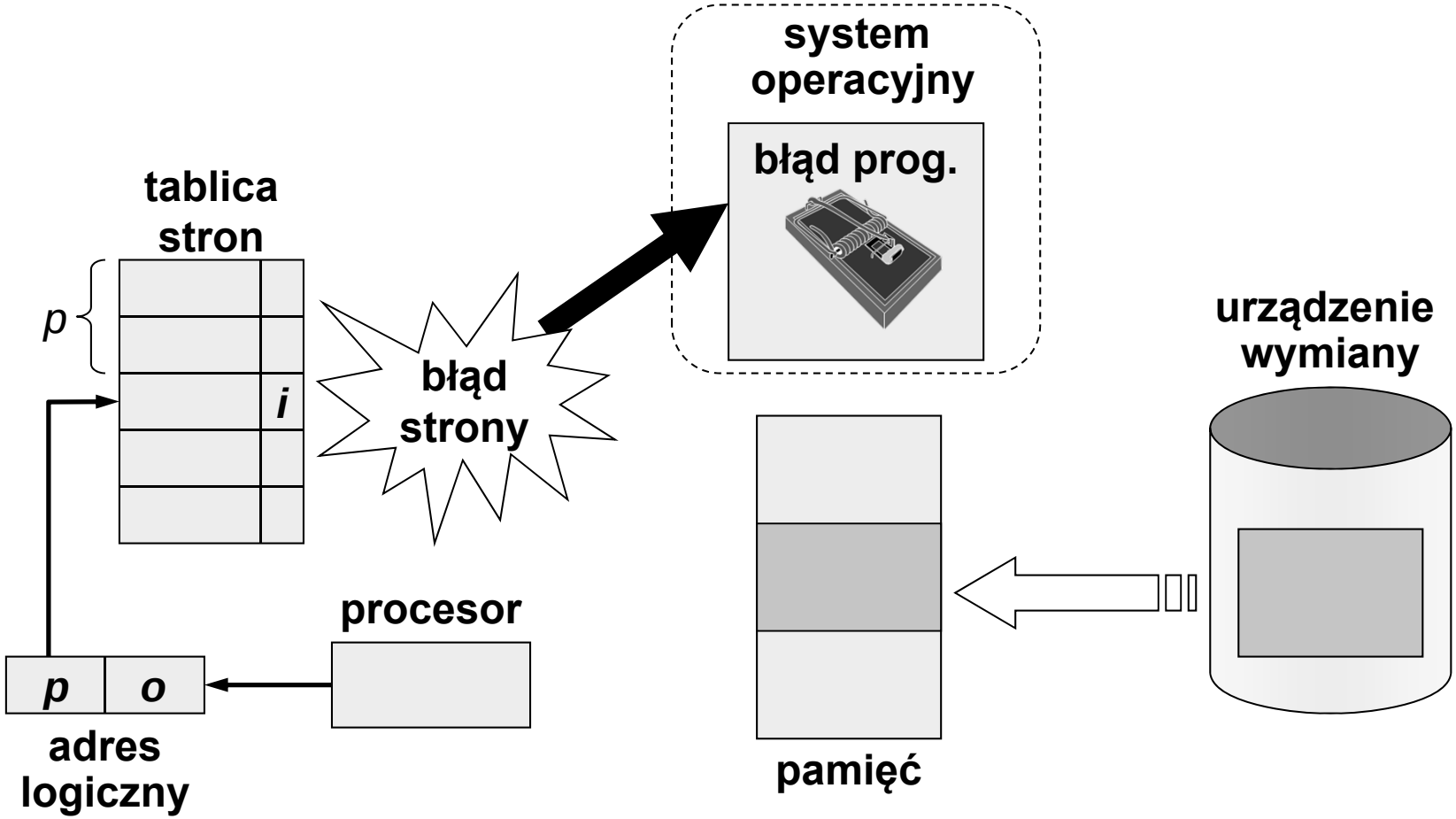
Plan wykładu

- Stronicowanie na żądanie
  - obsługa błędu strony
  - wymiana
- Problemy realizacji stronicowania na żądanie
  - problem wyboru ofiary
  - problem wznawiania rozkazów
- Algorytmy wymiany
  - algorytmy wymiany na żądanie
  - algorytmy wymiany ze sprowadzaniem na żądanie
  - algorytmy wstępnego stronicowania

Mechanizm stronicowania na żądanie

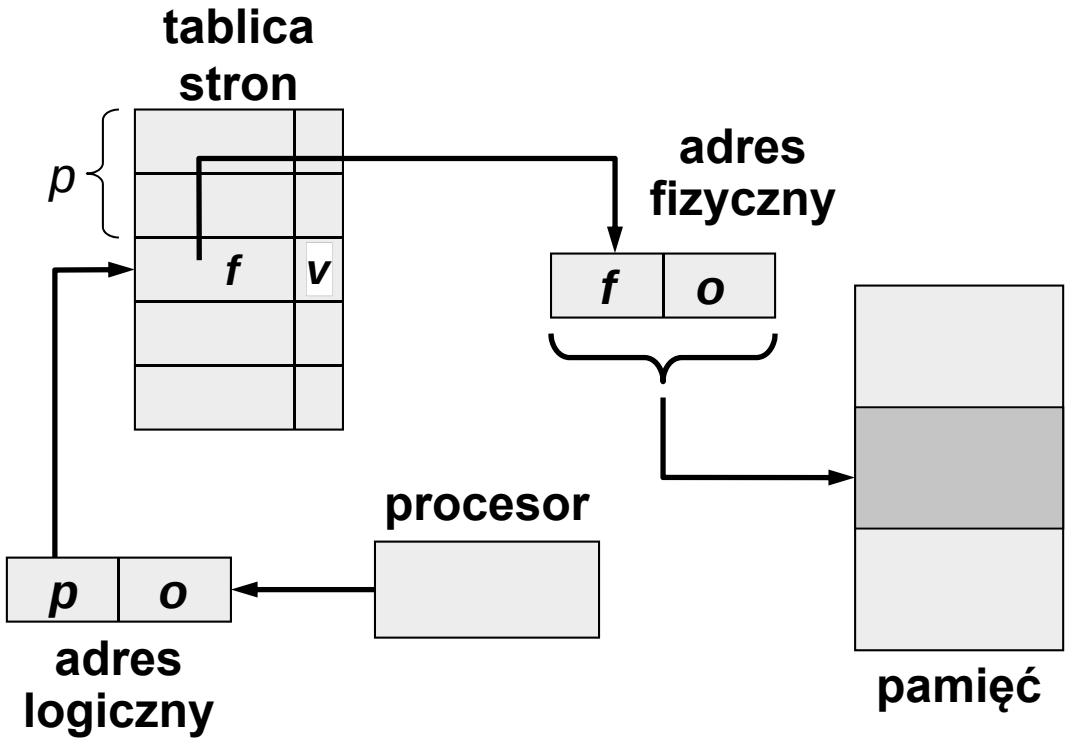
- Działanie mechanizmu: strony są sprowadzane do pamięci tylko wówczas, gdy jest to konieczne, czyli wówczas gdy następuje odniesienie do komórki o adresie, znajdującym się na tej stronie
- Wymaganie sprzętowe
  - tablica stron z bitem poprawności (ang. valid-invalid bit) dla każdej pozycji (dodatkowo z bitem modyfikacji i odniesienia),
  - mechanizm reakcji na odniesienie do strony niepoprawnej,
  - urządzenie wymiany (ang. swap device) — pamięć pomocnicza.

Obsługa błędu strony



Powtórne wykonania rozkazu

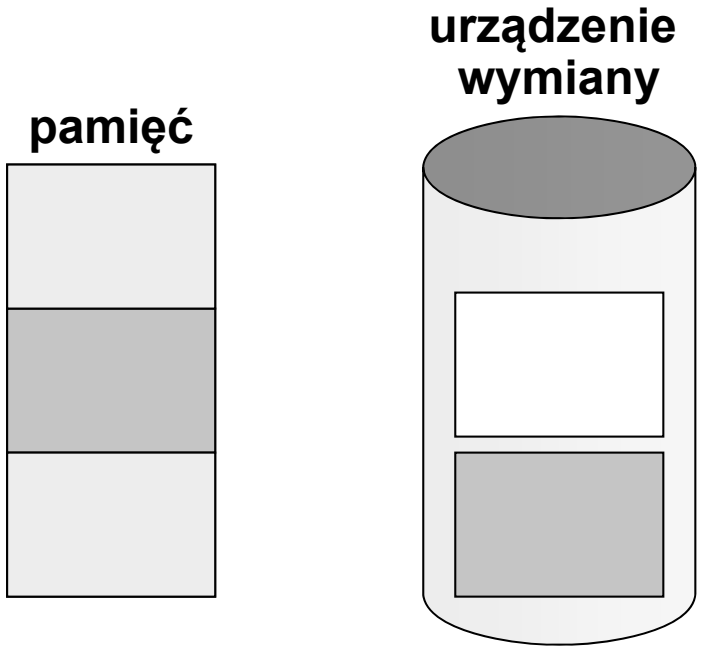
p — numer strony
f — numer ramki
o — przesunięcie



Zastępowanie stron

Problem zastępowania (wymiany, ang. page replacement) stron pojawia się, gdy w pamięci fizycznej brakuje wolnych ramek i konieczne jest zwolnienie jakieś ramki poprzez usunięcie z niej strony.

Jeśli strona była modyfikowana w pamięci, konieczne jest zapisanie jej w obszarze wymiany ⇒ konieczność wprowadzenia bitu modyfikacji (ang. modify bit), zwanego też bitem zabrudzenia (ang. dirty bit).



Koszt wymiany stron (1)

- Całkowity koszt sprowadzenia stron w ogólnym przypadku dany jest wzorem:

$$\sum_t h(k_t)$$

gdzie:

- t — dyskretna chwila czasu, w której następuje odniesienie do pamięci (do strony)
- k_t — liczba stron sprowadzanych w chwili t,
- $h(k)$ — koszt jednorazowego sprowadzenia grupy k stron, przy czym $h(0) = 0$, $h(1) = 1$.

Koszt wymiany stron (2)

- W przypadku zastosowania dysku jako urządzenia wymiany, na czas sprowadzania wypływ mają:
  - T_w — czas oczekiwania (suma czasu oczekiwania w kolejce do urządzenia oraz czasu przygotowania urządzenia do transmisji)
  - T_{tr} — czas dostępu do danych
- Postać funkcji $h(k)$ dla dysku jest zatem następująca: $h(k) = T_w + k \cdot T_{tr}$
- Własność funkcji $h(k)$ przy założeniu, że $T_w > 0$ i $k > 0$: $h(k) < k \cdot (T_w + T_{tr}) \Rightarrow 1 \leq h(k) \leq k \cdot h(1)$

Koszt wymiany stron (3)

- Koszt wymiany można aproksymować za pomocą parametrów *FN* (liczba wygenerowanych błędów strony) i *TN* (liczba transmisji stron).
- Całkowity czas oczekiwania na urządzenie (istotna składowa czasu wymiany) również jest zależny od liczby błędów strony.
- Wniosek: należy minimalizować liczbę błędów strony i tym samym redukować czas realizacji wymiany, czyli koszt.

Problemy zastępowania stron

- Problem wyboru ofiary — niewłaściwy wybór ramki-ofiary powoduje wzrost kosztu wymiany.
  - W skrajnym przypadku może dojść do zjawiska migotania, w przypadku którego często dochodzi do wystąpienia odniesienia do właśnie usuniętej strony.
- Problem wznawiania rozkazów — w przypadku wielokrotnego odniesienia do pamięci w jednym cyklu rozkazowym należy zapewnić, że wszystkie adresowane strony są jednocześnie dostępne w ramkach w pamięci fizycznej.

Problem wyboru ofiary

- Zakładając, że przyszły ciąg odniesień do pamięci nie jest znany, na podstawie historii odniesień należy wybrać taką ramkę, do której prawdopodobieństwo odniesienia w przyszłości jest małe.
- Podstawowa własność programów, na podstawie której można szacować takie prawdopodobieństwo, nazywana jest lokalnością.

Własność lokalności

- Lokalność czasowa — tendencja procesów do generowania w stosunkowo długich przedziałach czasu odniesień do niewielkiego podzbioru stron wirtualnych zwanego zbiorem stron aktywnych.
  - Formalnie jest to tendencja procesu do generowania z dużym prawdopodobieństwem w przedziale czasu $(t, t + \tau)$ odniesień do stron adresowanych w przedziale czasu $(t - \tau, t)$.
- Lokalność przestrzenna — tendencja procesu do generowania z dużym prawdopodobieństwem kolejnych odniesień do stron o zbliżonych numerach (stron sąsiednich) lub stron o numerach skojarzonych w trakcie przetwarzania.

Problem efektywności systemu z pamięcią wirtualną

- Efektywność działania systemu pamięci wirtualnej zależy od precyzji identyfikacji zbioru stron aktywnych i możliwości utrzymania ich w pamięci fizycznej.
- Wobec braku a priori pełnego ciągu odniesień do stron wirtualnych identyfikacja takiego zbioru może wynikać z różnych przesłanek, czego skutkiem jest duża różnorodność algorytmów wymiany.

Klasyfikacja algorytmów wymiany z względu na okoliczności sprowadzania i usuwania stron

- Algorytmy wymiany na żądanie
  - sprowadzenia odbywa się na żądanie — strona sprowadzana jest dopiero wówczas, gdy następuje odniesienie do niej i nie ma jej w pamięci,
  - usuwanie odbywa się na żądanie — strona usuwana jest wówczas, gdy konieczne jest sprowadzenie innej strony w wyniku odniesienia i nie ma wolnej ramki
- Algorytmy wymiany ze sprowadzaniem na żądanie
  - tylko sprowadzanie odbywa się na żądanie
- Algorytmy wstępnego sprowadzania
  - sprowadzana jest strona żądana, a wraz z nią inne strony

Klasyfikacja algorytmów wymiany ze względu na sposób zastępowania stron

- Zastępowanie lokalne (ang. local replacement) — algorytm wymiany zastępuje tylko strony w ramkach przydzielonych procesowi, który spowodował błąd strony.
- Zastępowanie globalne (ang. global replacement) — algorytm wymiany zastępuje strony znajdujące się w dostępnej puli ramek w całym systemie (w szczególności zatem usuwa strony innych procesów).

Klasyfikacja algorytmów wymiany ze względu na przydział ramek dla procesów

- Przydział statyczny — liczba ramek przydzielonych procesowi jest ustalona i nie ulega zmianie w trakcie przetwarzania.
- Przydział dynamiczny — liczba ramek przydzielonych procesowi może się zmienić w trakcie przetwarzania.

Dobór liczby ramek

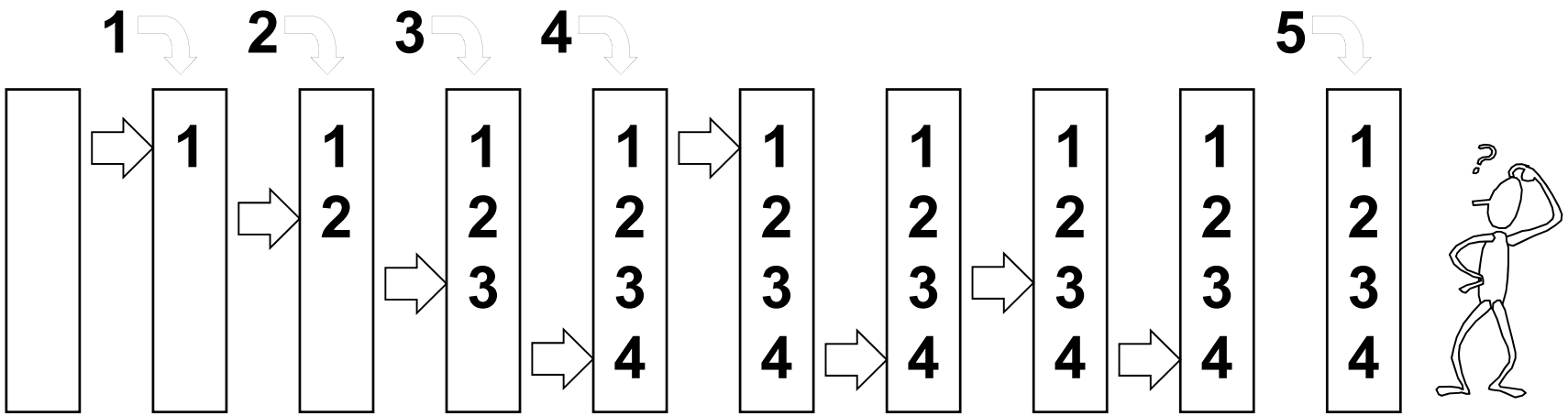
- Minimalna liczba ramek — zdefiniowana przez architekturę komputera (zależna od maksymalnej liczby komórek adresowanych przez jeden rozkaz).
- Liczba ramek przydzielona dla procesu
  - podział równomierny (ang. equal allocation)
  - podział proporcjonalny (ang. proportional allocation)
  - przydział zależny od priorytetu procesu

Algorytmy wymiany na żądanie

- MIN — zastępowana jest strona, która najdłużej nie będzie używana (optymalny w tej klasie)
- FIFO (ang. First In First Out) — zastępowana jest strona najstarsza (najwcześniej sprowadzona)
- LIFO (ang. Last In First Out) — zastępowana jest strona najmłodsza (najpóźniej sprowadzona)
- LRU (ang. Least Recently Used) — zastępowana jest najdawniej użyta strona (najdłużej nie używana)
- LFU (ang. Least Frequently Used) — zastępowana jest najrzadziej używana strona
- MFU (ang. Most Frequently Used) — zastępowana jest najczęściej używana strona

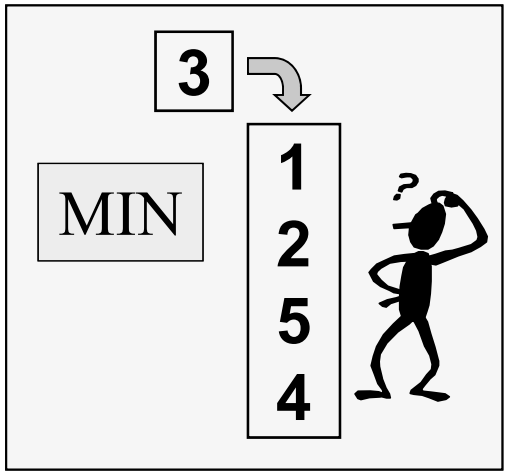
Przykład działania algorytmów wymiany na żądanie (1)

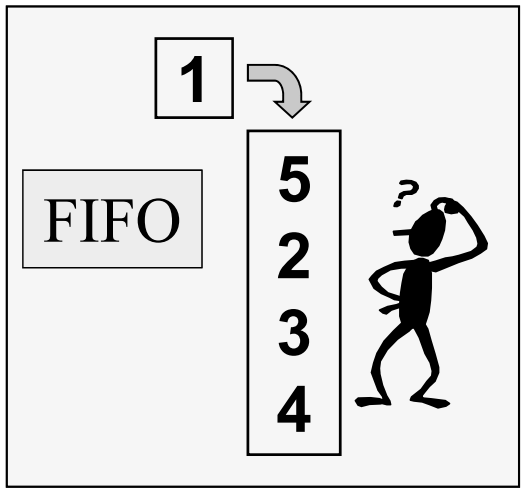
- W systemie pamięci wirtualnej są 4 ramki.
- Wszystkie ramki są początkowo puste
- W systemie pojawiają się następujące odniesień (odwołań) do stron: 1, 2, 3, 4, 1, 4, 3, 4, **5**, 2, 1, 4, 3, 4

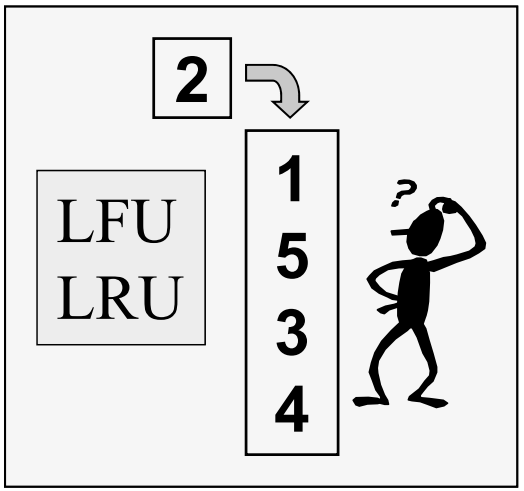


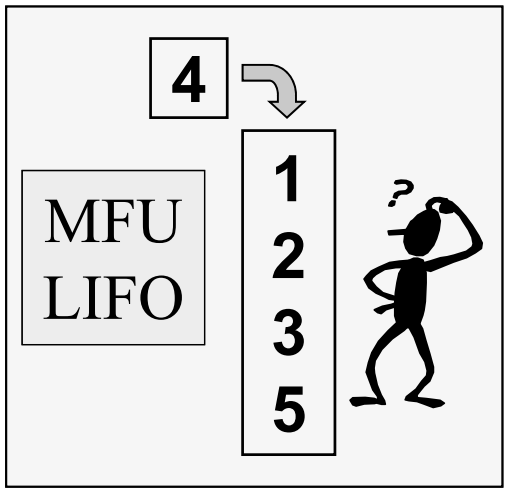
Przykład działania algorytmów wymiany na żądanie (2)

Dalszy ciąg odniesień:
2, 1, 4, 3, 4



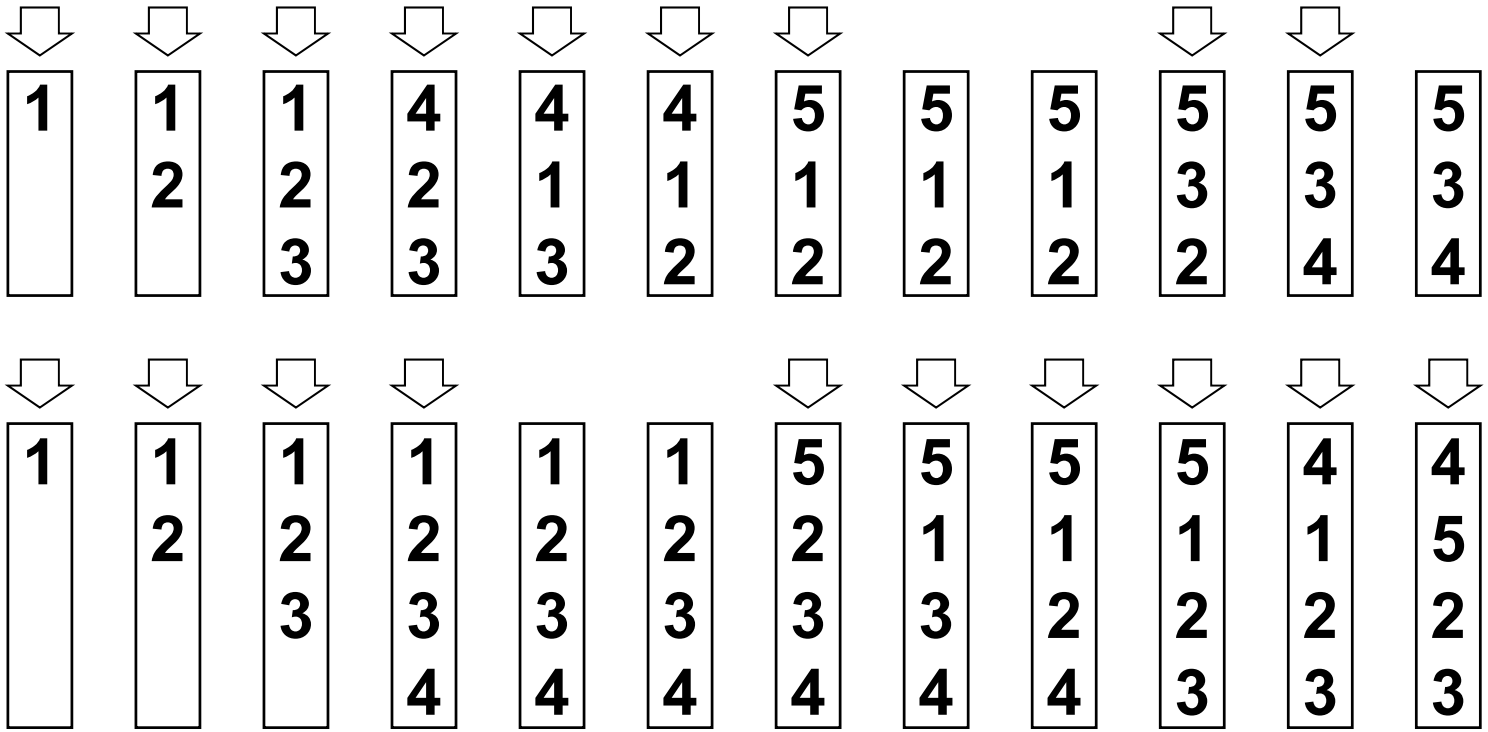






Przykład anomalii Belady'ego

Następujący ciąg odniesień obsługiwany jest zgodnie z algorytmem FIFO w systemie z 3, a następnie 4 ramkami:
1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5



Zagadnienia implementacyjne

- Implementacja algorytmu FIFO
- Implementacja algorytmu LRU
- Algorytmy przybliżające metodę LRU
  - algorytm dodatkowych bitów odniesienia
  - algorytm drugiej szansy (FINUFO)
  - ulepszony algorytm drugiej szansy

Implementacja algorytmu FIFO

- Utrzymywanie listy numerów stron w kolejności ich sprowadzania do pamięci
- Umieszczanie numeru sprowadzanej strony na końcu listy
- Usuwanie z pamięci (i z listy) stronę, której numer znajduje się na początku listy

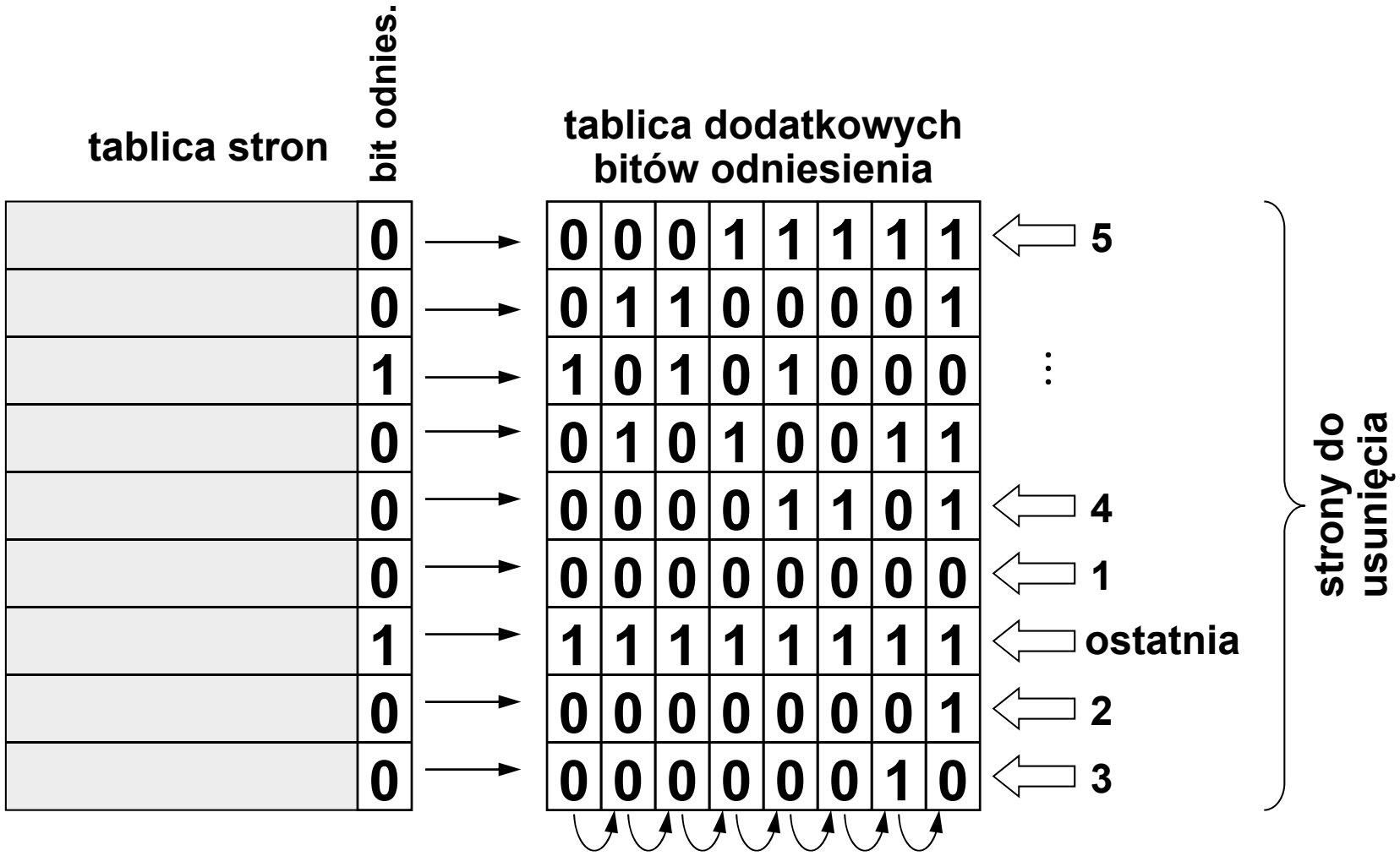
Implementacja algorytmu LRU

- Licznik — przy każdym odniesieniu do pamięci zwiększana jest wartość pewnego licznika i wpisywana do odpowiedniej pozycji opisującej stronę w tablicy stron (lub w innej specjalnej strukturze systemu operacyjnego). Z pamięci usuwana jest wówczas strona z najmniejszą wartością tego licznika, co wymaga przejrzenia całej tablicy stron.
- Stos — numery stron, do których następuje odniesienie, odkładane są na szczycie stosu. Przed odłożeniem na szczycie numer strony musi być wydobyty ze środka stosu, czyli z miejsca, gdzie był ostatnio odłożony. W tej implementacji z pamięci usuwana jest strona, która jest na dnie stosu.

Algorytmy przybliżające metodę LRU

- Niezbędne wspomaganie sprzętowe:
  - bit odniesienia (ang. reference bit) — ustawiany, gdy następuje odniesienie do strony,
  - bit modyfikacji (ang. modify bit) — ustawiany, gdy następuje zapis na stronie.
- Algorytmy korzystające ze wspomagania sprzętowego:
  - algorytm dodatkowych bitów odniesienia — wykorzystuje bit odniesienia,
  - algorytm drugiej szansy — wykorzystuje bit odniesienia,
  - ulepszony algorytm drugiej szansy — wykorzystuje bit odniesienia i bit modyfikacji.

Algorytm dodatkowych bitów odniesienia



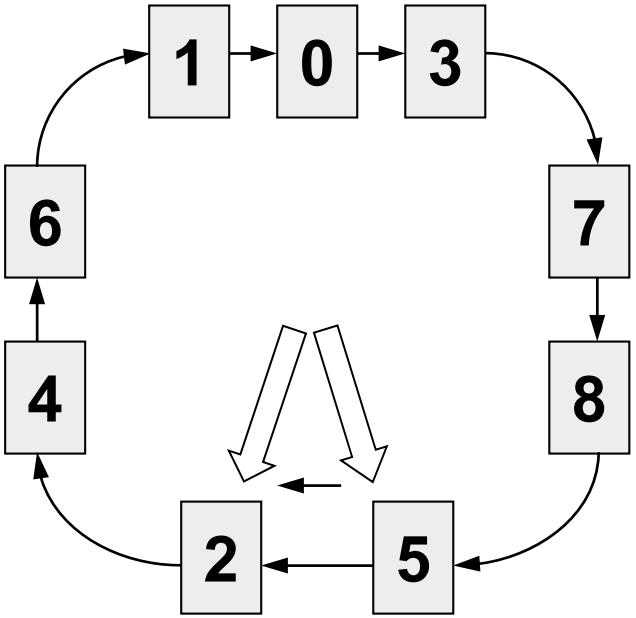
Algorytm drugiej szansy

	tablica stron	bit odnies.
0		1
1		0
2		0
3		1
4		0
5		1
6		0
7		1
8		0

strona do usunięcia

0

lista stron

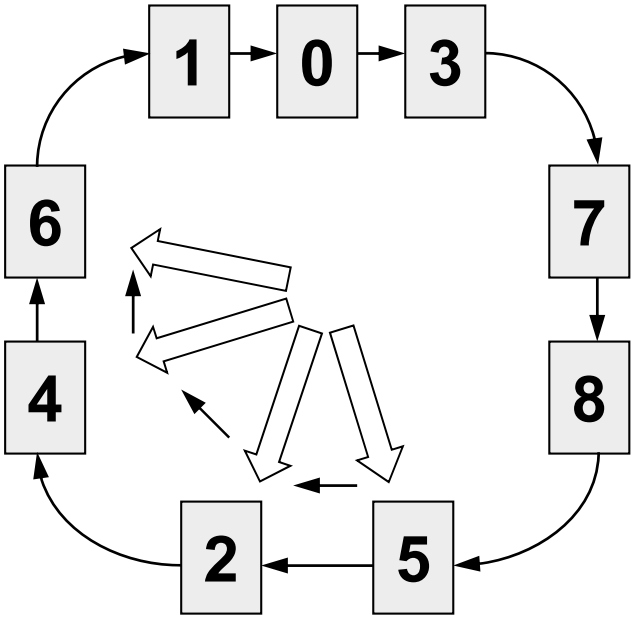


Ulepszony algorytm drugiej szansy

	tablica stron	bit odnies.	bit modyf.
0		0	1
1		0	0
2		1	0
3		1	1
4		0	1
5		1	1
6		0	0
7		1	1
8		0	0

strona do usunięcia

lista stron



Algorytmy ze sprowadzaniem na żądanie

- VMIN — usuwane są strony, których koszt utrzymania w pamięci jest większy od kosztu ponownego sprowadzenia
- WS — usuwane są strony, do których nie było odniesień przez określony czas
- WSClock — przybliżona wersja algorytmu WS, oparta na bicie odniesienia
- PFF, VSWS — przydział i zwalnianie ramek procesów realizowane jest na podstawie częstości zgłaszania błędów strony

Zbiór roboczy

- Zbiór roboczy procesu (ang. working-set) — zbiór stron, które zostały zaadresowane w ciągu ostatnich τ odniesień do pamięci (w tzw. oknie zbioru roboczego)
- Okno zbioru roboczego (ang. working-set window) — zakres odniesień do pamięci, które adresują strony należące do zbioru roboczego
- Zbiór roboczy w chwili t przy rozmiarze okna τ oznaczony będzie jako $\mathcal{W}(t, \tau)$
- Algorytm zbioru roboczego usuwa z pamięci wszystkie strony, które nie należą do zbioru roboczego.

Przykład zbioru roboczego

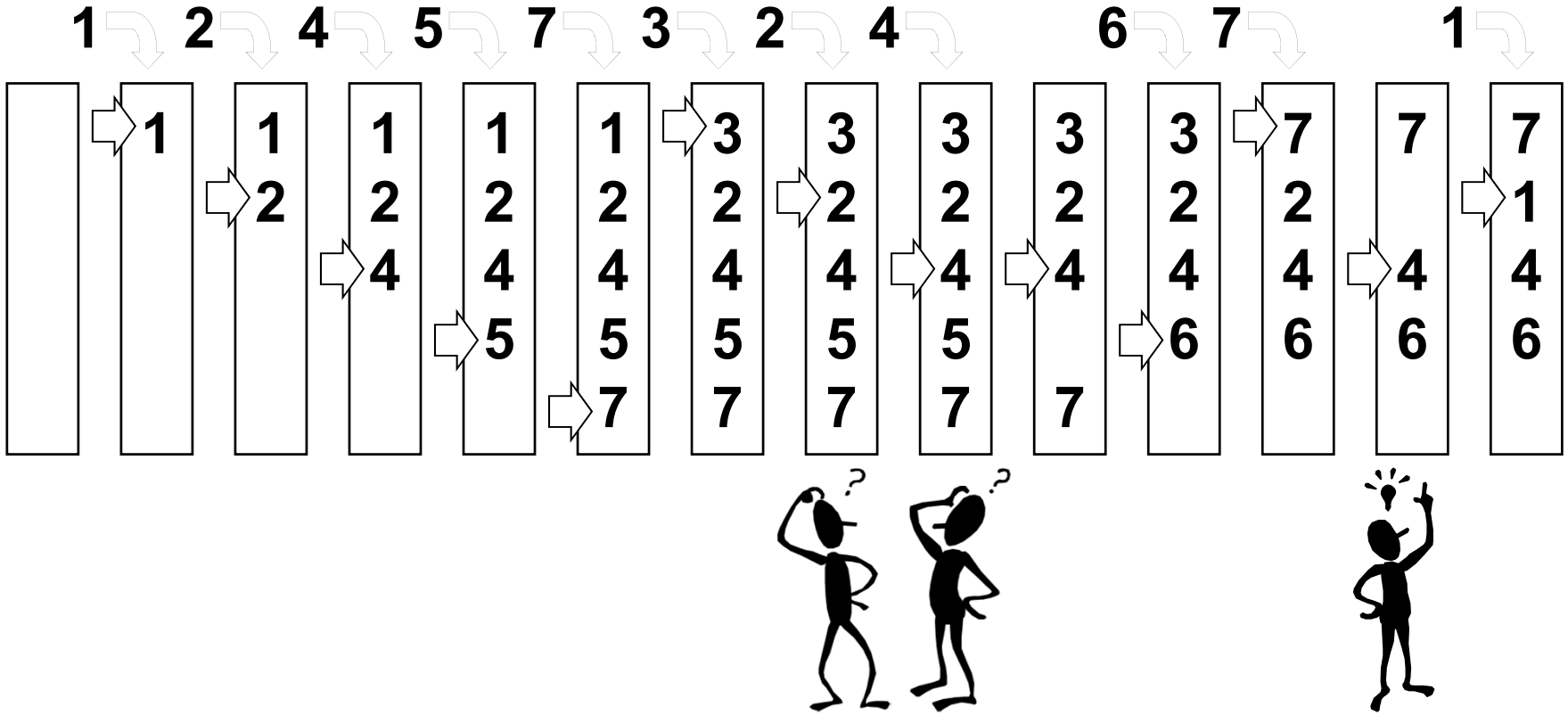
$$1, 2, 4, 5, 7, 3, 2, 4, 4, 6, 7, 4, 1$$

$$\tau = 4 \begin{cases} \{3, 4, 5, 7\} = \mathcal{W}(6, 4) \\ \{2, 3, 5, 7\} = \mathcal{W}(7, 4) \end{cases}$$

$$\tau = 6 \begin{cases} \{2, 3, 4, 6, 7\} = \mathcal{W}(11, 6) \\ \{2, 4, 6, 7\} = \mathcal{W}(12, 6) \end{cases}$$

Przykład wymiany stron w oparciu o zbiór roboczy

Ciąg odniesień: 1, 2, 4, 5, 7, 3, 2, 4, 4, 6, 7, 4, 1
Rozmiar okna: 5



Koncepcja identyfikacji zbioru roboczego

- Dla każdej ramki utrzymywany jest wirtualny (mierzony odniesieniami do pamięci) czas ostatniego odniesienia do niej.
- Po każdym odniesieniu do strony zwiększana jest wartość licznika odniesień i wpisywana do odpowiedniej tablicy na pozycji odpowiadającej ramce, w której znajduję się adresowana strona.
- Do zbioru roboczego należą te strony, dla których różnica pomiędzy bieżącą wartością licznika odniesień, a wartością wpisaną w tablicy jest mniejsza lub równa rozmiarowi okna zbioru roboczego.

Przybliżona realizacja koncepcji zbioru roboczego

- Wspomaganie sprzętowe — bit odniesienia.
- Okresowe (wyznaczone przez czasomierz lub przez wystąpienie błędu strony) zwiększanie licznika reprezentującego upływ czasu wirtualnego oraz sprawdzanie bitu odniesienia dla każdej z ramek.
- Jeśli bit odniesienia jest ustawiony, to skasowanie bitu odniesienia i wpisanie bieżącej wartości licznika do odpowiedniej tablicy na pozycji odpowiadającej ramce.
- Jeśli bit odniesienia jest skasowany, to sprawdzenie różnicy pomiędzy bieżącą wartością licznika a wartością wpisaną na odpowiedniej pozycji w tablicy i usunięcie strony, gdy różnica jest większa niż rozmiar okna.

Algorytm WSClock (1)

- Dla każdej ramki (strony w ramce) utrzymywany jest wirtualny czas (przybliżony) ostatniego odniesienia.
- Wszystkie ramki pamięci (niezależnie od przynależności do procesu) powiązane są w cykl.
- W wyniku **wystąpienia błędu strony** sprawdzany jest bit odniesienia do strony wskazywanej jako kolejna do usunięcia.
- Jeśli bit odniesienia jest ustawiony, zostaje on skasowany, po czym następuje wskazanie następnej ramki w cyklu i sprawdzenie bitu odniesienia.

Algorytm WSClock (2)

- Jeśli bit odniesienia jest skasowany, sprawdzana jest różnica pomiędzy wirtualnym czasem bieżącym, a czasem ostatniego odniesienia do wskazywanej strony:
  - jeśli różnica jest większa od rozmiaru okna zbioru roboczego, następuje wymiana strony w ramce,
  - w przeciwnym razie strona pozostaje i następuje wskazanie i sprawdzenie ramki następnej.
- W przypadku wykonania pełnego obiegu przez wskazówkę i stwierdzenia braku stron do wymiany następuje zawieszenie jakiegoś procesu.

Przykład działania algorytmu WSClock

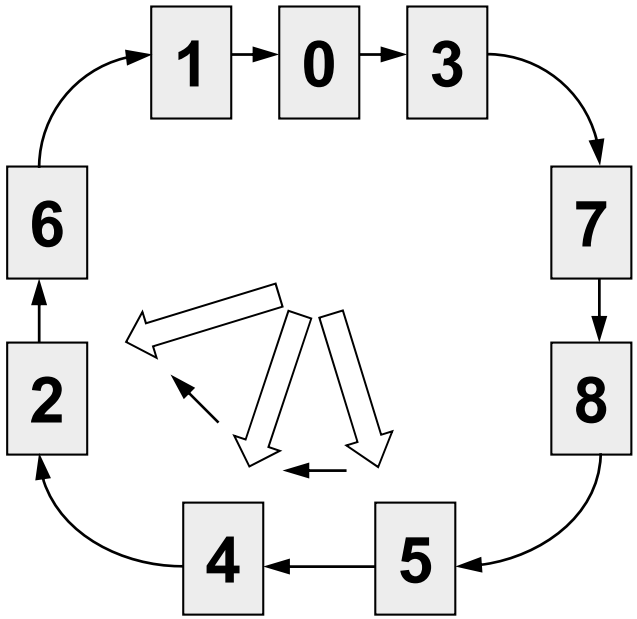
czas bieżący: 51
rozmiar okna: 10

	tablica stron	bit odnies.	czas odnies.
0		1	39
1		0	30
2		0	22
3		1	50
4		0	45
5	0	1	48
6		0	33
7		1	49
8		0	41

strona do usunięcia

51

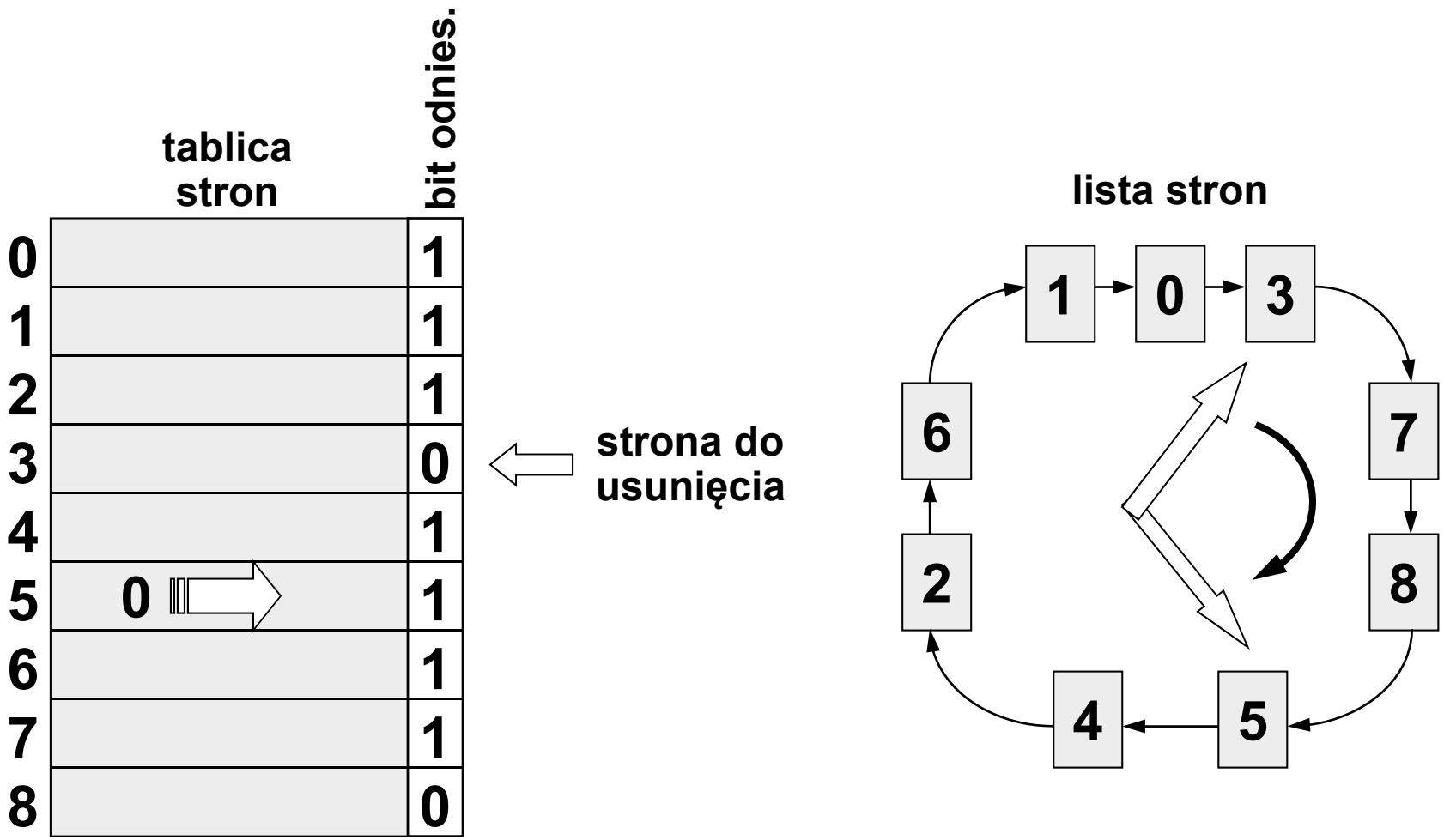
lista stron



Algorytm zegarowy dwuwskazówkowy

- Wszystkie strony pamięci (niezależnie procesu) powiązane są w listę cykliczną.
- Lista przeglądana jest okresowo przez 2 wskazówki:
  - wiodąca (przednia) zeruje bit odniesienia,
  - zamykająca (tylna) wskazuje stronę do usunięcia.
- Jeśli bit odniesienia przed nadejściem tylnej wskazówki zostanie ponownie ustawiony, strona pozostaje w pamięci, w przeciwnym przypadku jest usuwana.
- Algorytm sterowany jest następującymi parametrami:
  - tempo przeglądania,
  - rozstaw wskazówek.

Przykład działania algorytmu zegarowego dwuwskazówkowego



Algorytm PFF

- Jeśli częstotliwość błędów strony generowanych przez proces przekroczy ustalony poziom f_H, to dla stron tego procesu sprowadzanych do pamięci przydzielana są nowe ramki.
- Jeśli częstotliwość błędów strony spadnie poniżej ustalonego poziomu f_L, to
  - zwalniana jest jedna ramka procesu lub
  - zwalniane są wszystkie ramki ze stronami, do których nie było odniesienia od chwili wystąpienia ostatniego błędu strony w danym procesie.
- W szczególności $f_H = f_L$

Implementacja algorytmu PFF — kontrola częstości błędów strony

- Przy każdym błędzie strony generowanym przez proces zwiększany jest licznik błędów strony danego procesu oraz zerowane są bity odniesienia do jego stron.
- W określonych interwałach czasu, wyznaczanych przez czasomierz, sprawdzane są (a następnie zerowane) liczniki poszczególnych procesów.
- Jeśli wartość licznika jest większa od górnej granicy, to procesowi przydzielana jest dodatkowa ramka.
- Jeśli wartość licznika jest mniejsza od ustalonej dolnej granicy, to zwalniana jest:
  - jedna ramka lub
  - wszystkie ramki z wykasowanym bitem odniesienia.

Implementacja algorytmu PFF — kontrola okresu pomiędzy błędami strony

- Przy każdym błędzie strony sprawdzany jest czas jaki upłynął od poprzedniego błędu strony.
- Jeśli czas jest mniejszy od ustalonej wielkości T_{min}, to na potrzeby sprowadzanej strony przydzielana jest dodatkowa ramka.
- Jeśli czas jest większy od ustalonej wielkości T_{max}, to
  - zwalniana jest jedna ramka lub
  - zwalniane są wszystkie ramki z wykasowanym bitem odniesienia.
- Bit odniesienia dla stron pozostających w pamięci jest kasowany.

Algorytm VSWS

- Przy każdym błędzie strony zwiększany jest licznik błędów strony danego procesu — *n*.
- Co pewien okres czasu T_t, wynikający ze stanu wymiany, następuje kontrola odniesień do stron.
- W ramach kontroli wykonywane są następujące czynności:
  - strony, do których nie było odniesienia są usuwane (ich ramki są zwalniane),
  - bity odniesienia stron pozostających na następny okres (do których było odniesienie) są kasowane,
  - wartość licznika *n* jest zerowana.

Wielkość interwału czasu dla algorytmu VSWS

- Algorytm sterowany jest następującymi parametrami:
  - T_{max} — maksymalna wielkość interwału czasu,
  - T_{min} — minimalna wielkość interwału czasu,
  - n_{max} — maksymalna liczba błędów strony.
- Kontrola następuje w chwili t, po czasie T_t od momentu poprzedniej kontroli, ustalanym następująco:

$$n_t < n_{max} \Rightarrow T_t = T_{max}$$

$$n_t \geq n_{max} \Rightarrow T_{min} \leq T_t \leq T_{max}$$

Techniki poprawy efektywności wymiany

- Wymiana ramek zamiast wymiany stron — przyspieszenie wymiany brudnej strony
- Buforowanie usuniętych stron zamiast usuwania — mniej kosztowna obsługa błędu strony
- Czyszczenie stron — ułatwienie ewentualnej wymiany
- Utrzymywanie listy brudnych stron do usunięcia — opóźnienie zapisu stron w obszar wymiany

Algorytmy wstępnego stronicowania

- DPMIN — sprowadzane są wszystkie strony potrzebne w najbliższej przyszłości, które mieszczą się dostępnych ramkach
- OBL — sprowadzana jest strona żądana oraz strona następna (wg. numeracji w tablicy stron)
- SL — na podstawie wcześniejszych odniesień i błędów strony budowana jest tablica skojarzeń stron sprowadzanych po sobie i informacja taka wykorzystywana jest przy następnym sprowadzaniu
- FDPA — podejście uwzględniające sugestie programisty co do stron potrzebnych w przyszłości

Algorytm SL

- System utrzymuje dodatkową tablicę *pred*, gdzie dla każdej strony pamiętana jest strona, sprowadzona po niej do pamięci. Początkowo *pred*[*i*] = *i* + 1.
- *u* jest zmienną przechowującą nr strony ostatnio sprowadzonej do pamięci w wyniku odniesienia do niej.
- W chwili wystąpienia błędu strony następuje sprowadzenie żądanej strony — *p*. Jeśli przy poprzedniej wymianie nie dokonano wstępnego sprowadzenia lub nie było odniesienia do strony wstępnie sprowadzonej do chwili obecnej *pred*[*u*] := *p*.
- Jeśli strona *q* = *pred*[*p*] nie znajduje się w pamięci, to następuje również jej sprowadzenia.
- *u* := *p*

Algorytm FDPA (1)

- W programie występują dodatkowe instrukcje dla systemu operacyjnego:
  - FREE(*p*) — strona *p* nie będzie wykorzystywana w niedalekiej przyszłości,
  - PRE(*p*) — strona *p* będzie wkrótce wykorzystywana.
- Wykonanie takiej instrukcji skutkuje ustawieniem odpowiednich bitów dla strony:
  - bitu usunięcia — *D*,
  - bitu wstępnego sprowadzenia — *P*.

Algorytm FDPA (2)

- W przypadku wystąpienia błędu strony sprowadzana jest strona żądana, ewentualnie wymieniana z jakąś stroną z ustawionym bitem *D*. Jeśli nie ma takiej strony stosowany jest inny algorytm usuwania np. LRU, z pominięciem stron, dla których ustawiony jest bit *P*.
- Jeśli w systemie są wolne ramki lub mogą zostać zwolnione przez usunięcie stron z ustawionym bitem *D*, to sprowadza się tyle stron z ustawionym bitem *P*, na ile pozwala potencjalna liczba wolnych ramek.
- W przypadku odniesienia do strony z ustawionym bitem *P*, bit ten jest kasowany.

Segmentacja w systemie pamięci wirtualnej

- Segmentacja na żądanie — wymiana segmentów pomiędzy pamięcią pierwszego i drugiego rzędu
- Skomplikowana wymiana — zróżnicowany rozmiar segmentów
- Mniejsza przewidywalność czasu dostępu — zróżnicowany czas przesyłania zawartości segmentu