Sisteme de Operare

Comunicații inter-procese și interblocajul proceselor

Cristian Vidrașcu

https://profs.info.uaic.ro/~vidrascu

Cuprins

Comunicații inter-procese

- Comunicații inter-procese
  (IPC = Inter-Process Communication)
  - Problema comunicației
    - Proiectarea unor mecanisme care să permită **comunicația** între procesele ce doresc să coopereze; există 2 modele:
      - Sisteme cu memorie partajată (modelul *shared memory*) – necesită ca procesele comunicante să partajeze niște variabile (zone) de memorie
      - Sisteme cu mesagerie (modelul *message-passing*) – permit proceselor să schimbe mesaje între ele (chiar fără a avea memorie partajată)
    - Procesele ce comunică pot fi executate local sau la distanță

Comunicații inter-procese

- Primitivele sistemelor cu mesaje:
  - send (*mesaj*)
  - receive (*mesaj*)
- Mesajele pot fi de lungime fixă sau de lungime variabilă
- Între procesele comunicante trebuie să existe o **legătură de comunicație**

Comunicații inter-procese

- Întrebări legate de implementare:
  - Cum se stabilesc legăturile de comunicație între procese?
  - O legătură poate să fie asociată cu mai mult de două procese?
  - Câte legături pot exista între o pereche de procese?
  - Care este capacitatea unei legături?
  - Care este dimensiunea mesajelor?
  - O legătură este unidirecțională sau bidirecțională?

Comunicații inter-procese

- Modalități folosite pentru implementarea fizică a legăturii de comunicație:
  - memorie partajată
  - magistrală hardware
  - rețea
- Modalități folosite pentru implementarea logică a legăturii de comunicație și a operațiilor send() și receive():
  - comunicație directă sau indirectă
  - comunicație simetrică sau asimetrică
  - *buffering* (= stocarea mesajului într-o zonă tampon pentru preluarea ulterioară de către destinatar) implicit sau explicit
  - trimiterea mesajului prin copie sau prin referință
  - mesaje de lungime fixă sau de lungime variabilă

Comunicații inter-procese

- Comunicație directă:
  - Primitivele send() și receive() specifică explicit numele procesului destinatar, respectiv expeditor (*comunicare simetrică*)
  - Legătura este stabilită automat între fiecare pereche de procese ce doresc să comunice; ele trebuie să cunoască doar identitatea celuilalt
  - O legătură este asociată cu exact două procese
  - Între fiecare pereche de procese comunicante există exact o legătură de comunicație
  - Legătura poate fi și unidirecțională, însă de obicei este bidirecțională

Comunicații inter-procese

- Problema Producător-Consumator (reluare)
  - O soluție bazată pe comunicație directă
  - Procesul producător:

```
repeat
    produ_element_in(nextpro);
    send(consumer,nextpro);
forever
```

Comunicații inter-procese

- Problema Producător-Consumator (reluare)
  - Procesul consumator:

```
repeat
    receive(producer,nextcon);
    consuma_element_din(nextcon);
forever
```

  - Varianta: *comunicație asimetrică* – destinatarul poate primi un mesaj de la oricine: receive(id, mesaj)
  - O altă soluție posibilă: bazată pe comunicație indirectă

Comunicații inter-procese

- Comunicația indirectă
  - Mesajele sunt trimise/primite prin intermediul unor cutii poștale (numite și porturi)
  - Două procese pot comunica numai dacă au o cutie poștală în comun (i.e., partajată de cele două procese)
  - Primitivele de comunicație au forma:
    - send(PORT,mesaj)
    - receive(PORT,mesaj)

Comunicații inter-procese

- Comunicația indirectă
  - Permite folosirea unei legături de comunicație de către mai multe procese
  - Permite la un moment dat cel mult unui proces să execute o operație receive() pe un anumit port
  - Permite sistemului să selecteze arbitrar care proces va primi mesajul (în caz de mai multe operații receive() efectuate "simultan" de procese distincte, acestea nu au nici un control asupra ordinii de satisfacere a cererilor lor)

Comunicații inter-procese

- Comunicația indirectă
  - Operații asupra cutiilor poștale:
    - crearea unei cutii poștale
    - trimiterea/primirea de mesaje prin intermediul unei cutii poștale
    - distrugerea unei cutii poștale
  - Temă: reformulați soluția problemei producător-consumator folosind comunicația indirectă

Comunicații inter-procese

- Comunicațiile pot fi blocante sau neblocante
  - Operații blocante (sau sincrone)
    - send() blocant: expeditorul e blocat până când mesajul este recepționat
    - receive() blocant: destinatarul este blocat până când un mesaj este disponibil pentru recepționare
  - Operații neblocante (sau asincrone):
    - send() neblocant: expeditorul trimite mesajul și-și continuă execuția
    - receive() neblocant: destinatarul recepționează imediat, fie un mesaj valid, fie mesajul null (ce semnifică faptul că încă nu s-a primit un mesaj)
  - Rezultă astfel 4 combinații posibile
    - combinația send() blocant + receive() blocant se numește *rendezvous*

Comunicații inter-procese

- Excepții
  - Terminarea unui proces înainte de primirea mesajului
  - Pierderea mesajelor
  - "Amestecarea" (*scrambling*-ul) mesajelor
- Soluții
  - SO-ul trebuie să detecteze excepțiile, folosind diverse mecanisme:
    - notificări de terminare trimise celuilalt proces
    - *timeout*-uri și protocoale de confirmare
    - sume de control, de paritate, CRC, etc.

Comunicații inter-procese

- IPC sub UNIX
  - *pipe*-uri (canale anonime)
    - pipe()
    - pot fi utilizate doar de către procese înrudite prin fork()
  - *named pipe*-uri (canale cu nume), i.e. fișiere fifo
    - mkfifo()
    - pot implementa schimbul de mesaje între procese oarecare, dar locale (i.e., executate pe același calculator)
  - *socket*-uri (*Notă* : se vor studia la rețele de calculatoare, în anul 2)
    - pot implementa schimbul de mesaje între procese oarecare, la distanță (i.e., executate pe calculatoare diferite)
  - *semnale* UNIX

Comunicații inter-procese

- IPC sub UNIX (cont.)
  - semafoare (UNIX System V)
    - implementate cu mesaje
    - semget(), semop(), semctl() - UNIX System V
    - creatsem(), opensem(), waitsem(), sigsem() - Xenix
  - zone de memorie partajată (UNIX System V)
    - shmget(), shmat(), shmdt(), shmctl()
  - cozi de mesaje (UNIX System V)
    - msgget(), msgsnd(), msgrcv(), msgctl()
- Alte mecanisme de IPC (pentru UNIX și Windows)
  - RPC (Remote Procedure Calls) și RMI (RPC în Java)
  - standardul MPI (Message Passing Interface)

Interblocaj

- Interblocajul (*deadlock*-ul) proceselor
  - Definiție
  - Context
  - Model
  - Cerințele interblocajului
  - Graful de alocare a resurselor
  - Strategii de rezolvare: prevenire, evitare, detecție și restabilire

Interblocaj

- Definiție
  - **Interblocaj**: două sau mai multe procese așteaptă la infinit producerea unor evenimente ce pot fi cauzate doar de unul sau mai multe dintre procesele ce așteaptă, prin urmare nici un eveniment nu se va produce niciodată.
  - Există o “așteptare circulară” (necesară dar nu și suficientă pentru a avea interblocaj, după cum vom vedea puțin mai încolo).

Interblocaj

- Context
  - Problema interblocajului proceselor va fi studiată în contextul unui sistem de calcul abstract, în care procesele sunt în competiție pentru accesul la resurse (CPU, memorie, periferice I/O, etc.)

Interblocaj

- Modelul matematic:
  - Tipurile de resurse: R_1,R_2,R_3, ...
    e.g. R_1=procesor, R_2=imprimantă
  - Fiecare resursă R_i are W_i instanțe (i.e. numărul de "unități" ale acelei resurse)
    e.g. R_2 are W_2=2 instanțe (adică sistemul respectiv are 2 imprimante)
  - Procesele utilizează resursele astfel:
    – cerere de alocare a resursei necesare
    – utilizarea resursei pentru o perioadă finită de timp
    – eliberarea resursei

Interblocaj – Cerințe

- Sunt *necesare* 4 condiții pentru a fi posibilă apariția interblocajului (Coffman, Elphic, Shoshani – 1971):

1. **excluderea mutuală**: procesele solicită controlul în mod exclusiv asupra resurselor pe care le cer S.O.-ului
2. **hold & wait** (păstrare & așteptare): procesele păstrează resursele deja deținute în timp ce așteaptă să obțină alte resurse
3. **no preemption** (ne-preempţie): resursele deținute de un proces nu-i pot fi luate de către S.O. fără voia sa
4. **așteptare circulară**: se poate stabili o ordonare P_1, P_2, ..., P_n a proceselor astfel încât P_1 așteaptă o resursă deținută de P_2, P_2 așteaptă o resursă deținută de P_3, ... ș.a.m.d. … , P_n așteaptă o resursă deținută de P_1

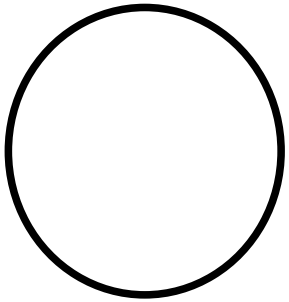
Interblocaj – RAG /1

- Pentru modelarea sistemelor se folosește **graful de alocare a resurselor** (**RAG** = resource allocation graph), care ne arată:
  - Ce procese cer resurse și ce resurse cer ele
  - Ce resurse au fost acordate și căror procese au fost ele acordate
  - Câte unități din fiecare tip de resursă sunt disponibile

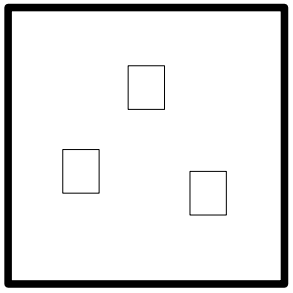
Interblocaj – RAG /2

- Un RAG G este un graf bipartit orientat (V, E), cu V mulțimea vârfurilor și E mulțimea arcelor
- Vârfurile din V sunt elemente de două tipuri:
  – $P = \{P_1, P_2, ..., P_n\}$: toate procesele din sistem
  – $R = \{R_1, R_2, ..., R_m\}$: toate resursele din sistem
- Arcele din E sunt de două tipuri:
  – arce de cerere: arc orientat $P_i \rightarrow R_j$
  – arce de alocare: arc orientat $R_j \rightarrow P_i$

Interblocaj – RAG /3

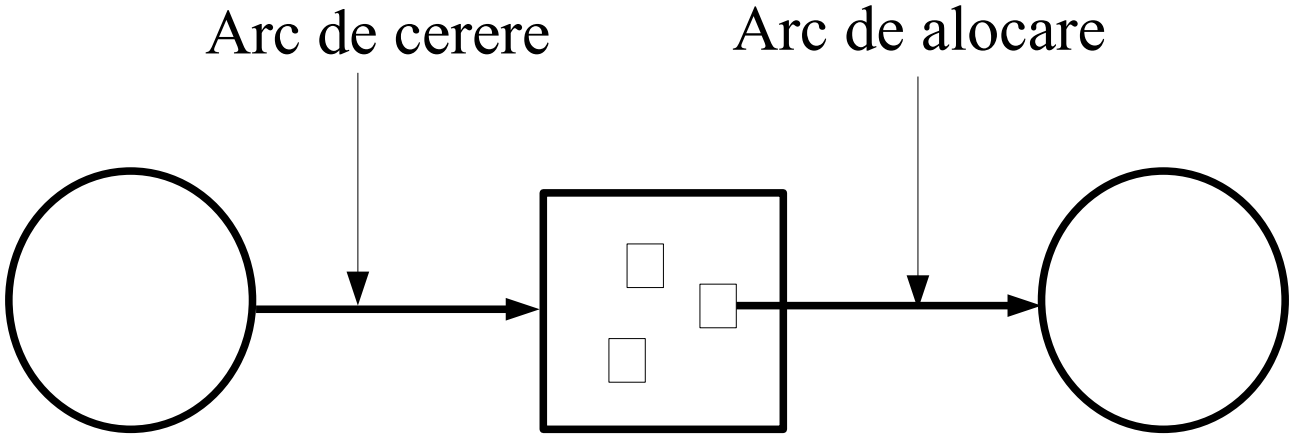


Proces



Resursă
(3 unități)

Cerere
și
Alocare



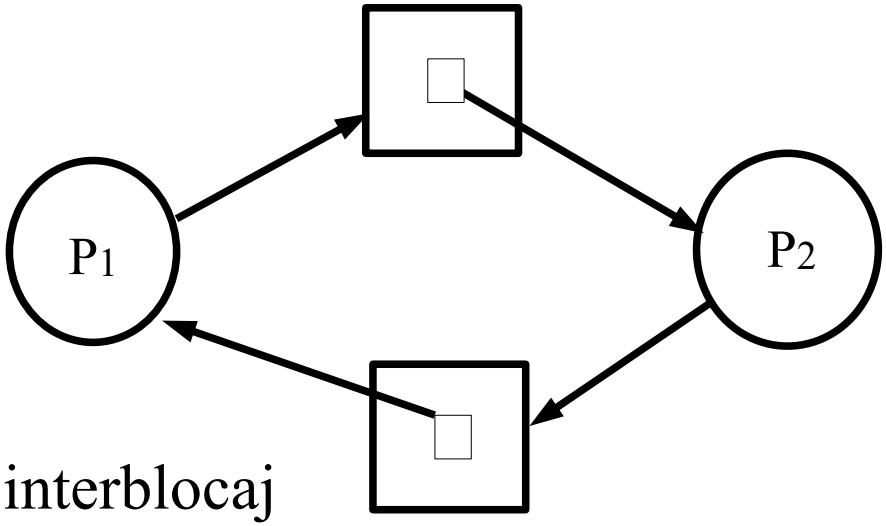
Interblocaj – RAG /4

- Observații
  - Dacă este interblocaj → există circuit în RAG
  - Dacă nu există circuite (orientate!) în graful de alocare a resurselor, atunci nu există interblocaj
  - Dacă, în schimb, există un circuit în RAG, aceasta în general este o condiție necesară pentru interblocaj, dar *nu este și suficientă*

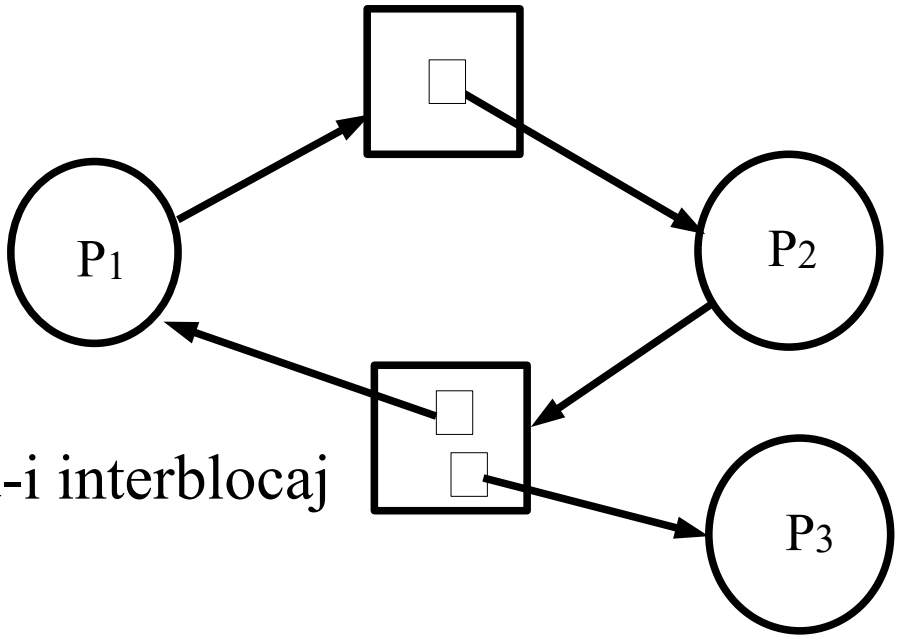
    (Observație: este și suficientă numai în cazul resurselor cu instanțe unice ; mai precis, doar resursele care intervin în circuit trebuie să fie cu instanțe unice)

Interblocaj – RAG /5

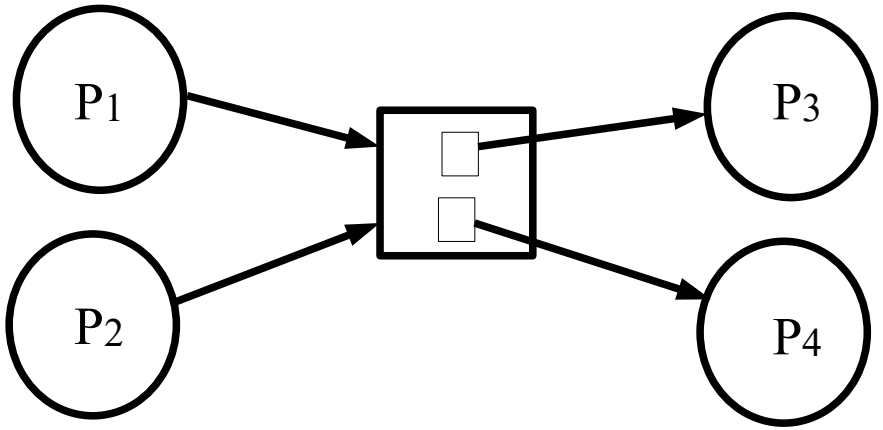
Exemple



E interblocaj



Nu-i interblocaj



Nu-i interblocaj

Interblocaj – Strategii

- Strategii de rezolvare a interblocajului:
  - **Ignorare**
    – majoritatea SO-urilor ignoră interblocajele!
  - **Prevenire**
  - **Evitare**

  Ambele presupun utilizarea unui protocol care asigură faptul că sistemul nu va intra niciodată într-o stare de interblocaj
  - **Detecție și restabilire**

  Se permite intrarea sistemului într-o stare de interblocaj, situație în care se face *recovery* (se iese din interblocaj)

Interblocaj – Ignorare

- **Ignorarea interblocajului**
  - Cea mai simplă metodă de rezolvare a interblocajului: nu-l rezolva!
  - Te prefaci că nu va apare niciodată un interblocaj, sau presupui că dacă va apare, atunci sistemul se va comporta "ciudat", moment la care va putea fi rebootat
  - Avantaj: simplicitate
  - Dezavantaje:
    - Necesită intervenție inteligentă umană
    - Nesiguranța faptului dacă există într-adevăr interblocaj
    - S-ar putea să nu fie aplicabilă în sisteme reale critice

Interblocaj – Prevenire /1

- **Prevenirea interblocajului**
  - Presupune eliminarea a cel puțin uneia dintre cele 4 condiții necesare pentru interblocaj, făcând astfel interblocajul imposibil
  - **Excluderea mutuală** → "relaxarea" (eliminarea) ei ar însemna: folosirea simultană, de către mai multe procese, a unei resurse
    - Evident, această condiție poate fi relaxată numai pentru resurse partajabile, nu și pentru resurse exclusive, e.g. imprimanta
  - **Hold & wait** → "relaxarea" (eliminarea) ei ar însemna:
    - Nu lăsa procesul să păstreze resursele în timpul cât așteaptă să obțină alte resurse
    - Cum se poate implementa? De exemplu, procesul trebuie să obțină deodată toate resursele necesare (e.g., **prealocarea** = alocarea la începutul execuției a tuturor resurselor)
    - Dezavantaje: proasta utilizare a resurselor și posibilitatea de înfometare a proceselor

Interblocaj – Prevenire /2

- **Prevenirea interblocajului** (cont.)
  - **Ne-preempţie** → "relaxarea" (eliminarea) ei ar însemna:
    - Preempție, i.e. se permite SO-ului să ia înapoi resursele de la acele procese ce dețin resurse, dar așteaptă pentru alte resurse
    - Resursele luate sunt adăugate la lista resurselor de care procesul "victimă" are nevoie pentru a-și continua execuția (ca și cum acel proces nu le-ar fi primit niciodată)
    - Dezavantaj: pot apare complicații la luarea înapoi a resurselor. Soluția este aplicabilă doar pentru resurse pentru care contextul poate fi salvat și restaurat cu ușurință (e.g. CPU și memoria internă)

Interblocaj – Prevenire /3

- **Prevenirea interblocajului** (cont.)
  - **Așteptarea circulară** → "relaxarea" (eliminarea) ei ar putea fi:
    - Se impune o ordonare a resurselor
      - discuri hard → 1
      - unitati CD-ROM → 2
      - imprimante → 3
    - Procesele trebuie să ceară resursele în ordine crescătoare (sau înainte de a cere o resursă, trebuie să elibereze toate resursele deținute deja ce au numere de ordine mai mari), ceea ce elimină posibilitatea de așteptare circulară:

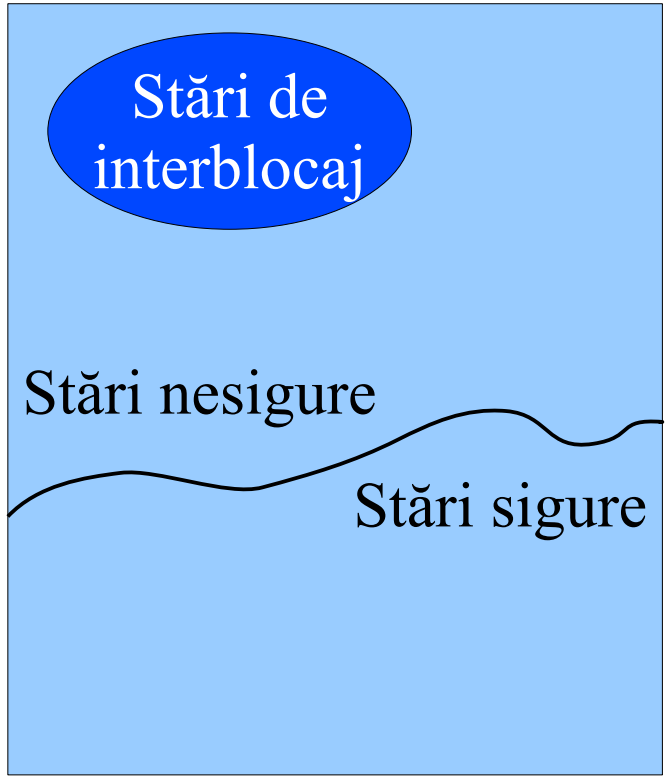
```
P1: request(disc);          P2: request(imprimantă);
    request(imprimantă);        request(disc);
```

Interblocaj – Evitare /1

- **Evitarea interblocajului**
  - Strategia de evitare nu elimină vreuna din cele 4 condiții necesare pentru apariția interblocajului (ca la strategia de prevenire), ci în schimb folosește **alocarea controlată**: se examinează toate cererile de alocare a resurselor și se iau decizii astfel încât să se împiedice apariția interblocajului
  - **Starea curentă** (i.e., la un moment dat) a sistemului: numărul și lista resurselor disponibile și respectiv alocate, precum și cerințele maximale de resurse ale proceselor
  - **Stare sigură**: o stare în care sistemul poate aloca, într-o ordine oarecare, fiecărui proces alte resurse solicitate de către acesta, în limita maximului declarat, fără să apară un interblocaj

Interblocaj – Evitare /2

- **Evitarea interblocajului** (cont.)
  - Stare "nesigură" = *posibilitatea* de apariție a unui interblocaj, nu și *necesitatea* apariției lui
  - Soluție:
    - Un algoritm pentru păstrarea sistemului într-o stare sigură: **algoritmul bancherului** (the banker's algorithm) [Dijkstra '65-'68, Habermann '69]



Spațiul stărilor

Interblocaj – Evitare /3

- Algoritmul bancherului
  - Procesele trebuie să-și declare necesitățile maximale de resurse
  - Când un proces face o cerere de alocare de resurse, algoritmul bancherului determină dacă satisfacerea acestei cereri ar cauza intrarea sistemului într-o stare nesigură
    - Dacă da, atunci cererea este respinsă
    - Dacă nu, atunci cererea este aprobată

Interblocaj – Evitare /4

- Algoritmul bancherului – structuri de date
  - n = nr. proceselor , m = nr. tipurilor de resurse
  - **Max**[1..n,1..m] = cerința maximală din fiecare resursă a fiecărui proces
    Dacă Max[i,j] = k, atunci procesul P_i va solicita cel mult k instanțe din resursa R_j pe parcursul execuției sale
  - **Disponibil**[1..m] (t) = nr. de instanțe disponibile curent (la momentul t) în sistem, din fiecare resursă
    Dacă Disponibil[j] = k, atunci există k instanțe disponibile din resursa R_j la momentul respectiv
    Inițial (la t=0) : Disponibil[j] = W_j (nr. de instanțe din R_j)

Interblocaj – Evitare /5

- Algoritmul bancherului – structuri de date (cont.)
  - **Alocare**[1..n,1..m] (t) = alocarea curentă (i.e., la momentul t) a fiecărei resurse pentru fiecare proces
    Dacă Alocare[i,j] = k, atunci procesul P_i are alocate k instanțe din resursa R_j la momentul respectiv
  - **Necesar**[1..n,1..m] (t) = necesarul curent (i.e., la momentul t) din fiecare resursă a fiecărui proces
    Dacă Necesar[i,j] = k, atunci procesul P_i mai are nevoie de încă cel mult k instanțe din resursa R_j la momentul respectiv
  - Observații: Necesar (t) = Max – Alocare (t)
    și Disponibil[j] (t) = W_j – ($\Sigma_{1 \le i \le n}$ Alocare[i,j] (t))

Interblocaj – Evitare /6

- Algoritmul bancherului – structuri de date (cont.)
  - **Cerere**[1..n,1..m] (t) = cererea curentă (i.e., la momentul t) din fiecare resursă a fiecărui proces
    Dacă Cerere[i,j] = k, atunci procesul P_i cere k instanțe din resursa R_j la momentul respectiv
  - Notații:
    - **Cerere$_i$** = vectorul cererii curente a procesului P_i
      (i.e. Cerere$_i$ [j] (t) = Cerere[i,j] (t))
    - **Necesar$_i$** = vectorul necesarului curent al procesului P_i
      (i.e. Necesar$_i$ [j] (t) = Necesar[i,j] (t))
    - **Alocare$_i$** = vectorul alocării curente a procesului P_i
      (i.e. Alocare$_i$ [j] (t) = Alocare[i,j] (t))

Interblocaj – Evitare /7

- Algoritmul bancherului
  - Ideea: cunoașterea numărului maxim de instanțe din fiecare resursă pe care le poate cere un proces
  - Cunoașterea alocării de resurse curente a fiecărui proces și a necesarului curent (max – alocarea curentă)
  - Când apare o cerere, sistemul “pretinde” că o onorează ...
  - Și apoi, consideră cazul cel mai rău posibil: încearcă să satisfacă necesarul curent al tuturor proceselor într-o ordine oarecare ...
  - Dacă îi este imposibil, atunci refuză cererea

Interblocaj – Evitare /8

- Algoritmul de soluționare a cererii – executat când este făcută o cerere de resurse de către un proces P_i
  1. If $Cerere_i > Necesar_i$ then { eroare; exit }
     // procesul și-a depășit cerința maximală pretinsă la început
  2. If $Cerere_i > Disponibil$ then { wait(P_i); exit }
     // P_i trebuie să aștepte deoarece nu există resurse disponibile
  3. $Disponibil := Disponibil - Cerere_i$;
     $Alocare_i := Alocare_i + Cerere_i$;
     $Necesar_i := Necesar_i - Cerere_i$;
     // sistemul "pretinde" că a alocat resursele solicitate de P_i
  4. If EStareSigură() then { alocă resursele procesului P_i }
     else { wait(P_i); **rollback** pasul 3. } // refă vechea stare

Interblocaj – Evitare /9

- Algoritmul de siguranță EStareSigură() – testează dacă starea curentă a sistemului este sigură sau nu
  1. Date: doi vectori Work[1..m], Finish[1..n]
     Inițializări: Work := Disponibil, Finish[i] := false, i=1..n
  2. Caută un i ce satisface condițiile
     Finish[i] = false and $Necesar_i$ <= Work
     // caut procesul P_i care ar putea fi servit din resursele disponibile
  3. If (există un astfel de i) then
     { Work := Work + $Alocare_i$; Finish[i] := true; goto 2.; }
     // sper că P_i se va termina și voi putea folosi resursele lui
     else { goto 4.; }
  4. If (Finish[i]=true for all i) then { starea este sigură }
     else { starea este nesigură }

Interblocaj – Evitare /10

- Algoritmul de siguranță EStareSigură() – exemplu

  Considerăm un sistem cu un singur tip de resursă: unități de bandă magnetică, în număr de 12 unități, și cu 3 procese P_1, P_2 și P_3, care la un moment dat t au alocate respectiv câte 5, 2 și 2 unități de bandă, și care și-au declarat la început, ca și cerințe maximale, respectiv câte 10, 4 și 6 unități de bandă.

  Deci: Max = (10,4,6), Disponibil (t) = 3,

  Alocare (t) = (5,2,2) și Necesar (t) = (5,2,4)

  Este starea sistemului sigură? Da, este sigură, deoarece aplicând alg. de siguranță obținem o secvență sigură: < P_2, P_1, P_3 >
  (de asemenea, și secvența < P_2, P_3, P_1 > este sigură).

- *Notă*: cu o mică modificare, alg. poate furniza și secvența sigură

Interblocaj – Evitare /11

- Algoritmul de siguranță – al doilea exemplu

Un sistem cu 3 tipuri de resurse: A (10 instanțe), B (5 instanțe) și C (7 instanțe), având 5 procese P_0,P_1,...,P_4, care și-au declarat la început cerințele maximale și, la un moment dat t_0, au alocate resursele conform celor de mai jos:

	Alocare(t_0)	Max	Disponibil(t_0)	Necesar(t_0)
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	0 1 0	7 5 3	3 3 2	7 4 3
P_1	2 0 0	3 2 2		1 2 2
P_2	3 0 2	9 0 2		6 0 0
P_3	2 1 1	2 2 2		0 1 1
P_4	0 0 2	4 3 3		4 3 1

Rezultă că vectorul Disponibil și matricea Necesar la momentul t_0 sunt ca mai sus.

i) Este starea sistemului la t_0 sigură? Da, este sigură, deoarece aplicând alg. de siguranță obținem o secvență sigură: < P_1, P_3, P_4, P_2, P_0 > .
ii) Procesul P_1 face cererea (1 0 2) la t_0. Poate fi aceasta satisfăcută?

Interblocaj – Evitare /12

- Algoritmul de siguranță – al doilea exemplu (cont.)

ii) Procesul P_1 face cererea (1 0 2) la t_0. Poate fi aceasta satisfăcută?

Dacă ar fi satisfăcută, noua stare a sistemului la momentul următor t_1, ar fi:

	Alocare(t_1)	Max	Disponibil(t_1)	Necesar(t_1)
	A B C	*A B C*	*A B C*	*A B C*
P_0	0 1 0	7 5 3	2 3 0	7 4 3
P_1	3 0 2	3 2 2		0 2 0
P_2	3 0 2	9 0 2		6 0 0
P_3	2 1 1	2 2 2		0 1 1
P_4	0 0 2	4 3 3		4 3 1

Este starea sistemului la t_1 sigură? Da, este sigură, deoarece aplicând alg. de siguranță obținem o secvență sigură: $< P_1, P_3, P_4, P_2, P_0 >$. Prin urmare, cererea procesului P_1 la t_0 poate fi satisfăcută.

iii) Procesul P_4 face cererea (3 3 0) la t_0. Poate fi aceasta satisfăcută? …

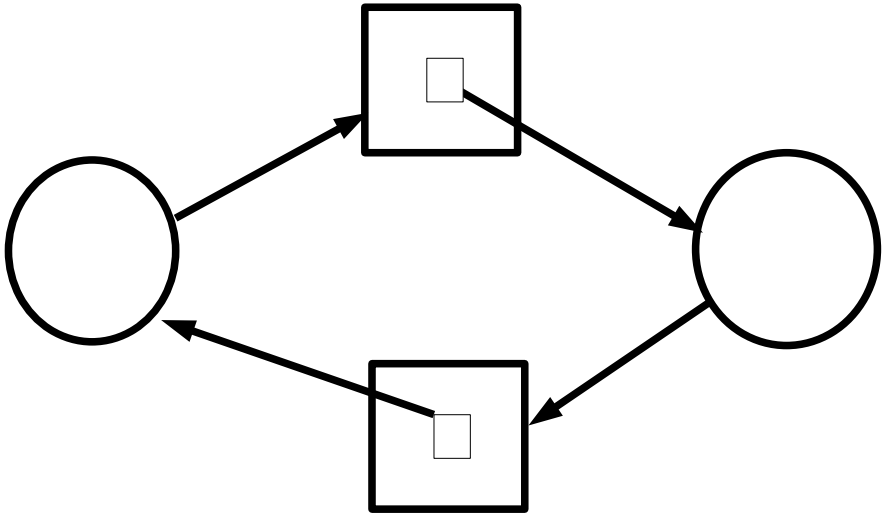
iv) Procesul P_0 face cererea (0 2 0) la t_0. Poate fi ea satisfăcută? ...

Interblocaj – Detecție /1

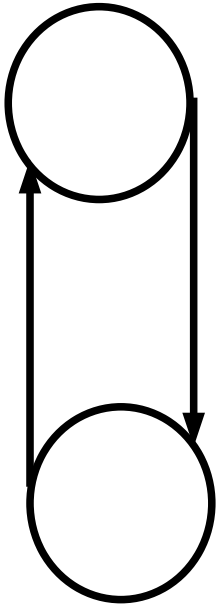
- **Detecția interblocajului**
  - Pentru a detecta interblocajul, este nevoie de:
    - Un algoritm de detecție a interblocajului
    - Un mecanism de rezolvare (i.e., de a ieși din interblocaj)
    - Este mai ușor în cazul când toate resursele au instanțe unice, deoarece în acest caz un circuit în RAG este condiție necesară și suficientă pentru interblocaj
  - Pentru a detecta interblocajul în cazul resurselor cu *instanțe unice*, graful de alocare a resurselor este "strâns" într-un graf de așteptare (**wait-for graph**) și se caută circuite în acest graf. Algoritmul de detecție a circuitelor are în acest caz complexitatea $O(n^2)$.

Interblocaj – Detecție /2

- **Detecția interblocajului** (cont.)
  - "Strângerea" unui RAG într-un graf wait-for:



devine:



  - Observație: această tehnică nu funcționează în cazul resurselor cu instanțe multiple

Interblocaj – Detecție /3

- **Detecția interblocajului** (cont.)
  - Pentru cazul resurselor cu *instanțe multiple*, algoritmul de detecție a interblocajului operează în mod brut, încercând să reducă graful RAG prin verificarea tuturor posibilităților de alocare a resurselor
  - Dacă nu există nici o posibilitate de alocare a instanțelor resurselor care să permită fiecărui proces să-și termine execuția, atunci este interblocaj
  - Complexitatea algoritmului este în acest caz $O(n^2 \cdot m)$, cu n = numărul de procese și m = numărul de resurse
    Algoritmul este prezentat în continuare ...

Interblocaj – Detecție /4

- Algoritmul de detecție – structuri de date
  - n = nr. proceselor , m = nr. tipurilor de resurse
  - **Disponibil**[1..m] (t) = nr. de instanțe disponibile curent (la momentul t) în sistem, din fiecare resursă
    Dacă Disponibil[j] = k, atunci există k instanțe disponibile din resursa R_j la momentul respectiv
    Inițial (la t=0) : Disponibil[j] = W_j (nr. de instanțe din R_j)
  - **Alocare**[1..n,1..m] (t) = alocarea curentă (i.e., la momentul t) a fiecărei resurse pentru fiecare proces
    Dacă Alocare[i,j] = k, atunci procesul P_i are alocate k instanțe din resursa R_j la momentul respectiv

Interblocaj – Detecție /5

- Algoritmul de detecție – structuri de date (cont.)
  - **Cerere**[1..n,1..m] (t) = cererea curentă (la momentul t) din fiecare resursă a fiecărui proces
    Dacă Cerere[i,j] = k, atunci procesul P_i cere k instanțe din resursa R_j la momentul respectiv
  - Notații:
    - **Cerere$_i$** = vectorul cererii curente a procesului P_i (i.e. Cerere$_i$ [j] (t) = Cerere[i,j] (t))
    - **Alocare$_i$** = vectorul alocării curente a procesului P_i (i.e. Alocare$_i$ [j] (t) = Alocare[i,j] (t))
  - Obs.: Disponibil[j] (t) = W_j – $(\Sigma_{1 \le i \le n}$ Alocare[i,j] (t)$)$

Interblocaj – Detecție /6

- Algoritmul de detecție – testează dacă starea curentă a sistemului este interblocaj sau nu
  1. Date: doi vectori Work[1..m], Finish[1..n]
     Inițializări: Work := Disponibil,
     Finish[i] := (Alocare[i,j]=0 for all j ? true : false), i=1..n
  2. Caută un i a.î. Finish[i] = false and $Cerere_i$ <= Work
     // caut, printre procesele care dețin deja resurse, un proces P_i a cărui
     // cerere ar putea fi servită din resursele disponibile
  3. If (există un astfel de i) then
     { Work := Work + $Alocare_i$; Finish[i] := true; goto 2.; }
     // sper că P_i se va termina și voi putea folosi resursele eliberate de el
     else { goto 4.; }
  4. If (Finish[i]=true for all i) then { starea nu este interblocaj }
     else {este un interblocaj al proceselor i cu Finish[i]=false}

Interblocaj – Detecție /7

- Algoritmul de detecție – exemplu

  Considerăm un sistem cu un singur tip de resursă: unități de bandă magnetică, în număr de 12 unități, și cu 3 procese P_1,P_2 și P_3, care la un moment dat t au alocate respectiv câte 5, 2 și 3 unități de bandă, și care mai solicită încă respectiv câte 5, 2 și 4 unitäti.

  → Disponibil (t) = 2, Alocare (t) = (5,2,3) și Cerere (t) = (5,2,4)

  Este starea curentă a sistemului un interblocaj?
  Nu, nu este, deoarece aplicând alg. de detecție obținem o secvență de servire a tuturor cererilor: < P_2, P_3, P_1 >.

- Observație: cu o mică modificare, algoritmul poate furniza și secvența de servire.

Interblocaj – Detecție /8

- Algoritmul de detecție – al doilea exemplu

Un sistem cu 3 tipuri de resurse: A (7 instanțe), B (2 instanțe) și C (6 instanțe), având 5 procese P_0,P_1,...,P_4, care, la un moment dat t_0, au alocate resurse și mai cer alte resurse conform celor de mai jos:

	Alocare(t_0)	Cerere(t_0)	Disponibil(t_0)
	A B C	*A B C*	*A B C*
P_0	0 1 0	0 0 0	0 0 0
P_1	2 0 0	2 0 2	
P_2	3 0 3	0 0 0	
P_3	2 1 1	1 0 0	
P_4	0 0 2	0 0 2	

Rezultă că vectorul Disponibil la momentul t_0 este ca în figură.

i) Este starea sistemului la t_0 un interblocaj? Nu, nu este interblocaj, deoarece aplicând alg. de detecție obținem o secvență de servire: < P_0, P_2, P_3, P_1, P_4 > .
ii) Dacă la t_0 cererea procesului P_2 ar fi (0 0 1), în loc de (0 0 0), atunci sistemul ar fi în interblocaj la starea t_0, procesele interblocate fiind P_1, P_2, P_3 și P_4.

Interblocaj – Detecție /9

- **Detecția interblocajului** (cont.)
  - Problemă:
    - Cât de des ar trebui executat algoritmul de detecție?
  - Răspunsul depinde de mai mulți factori:
    - Cât de des este posibil să apară un interblocaj?
    - Câte procese pot fi afectate de interblocaj?
    - La apariția unui interblocaj, se poate întâmpla ceva foarte grav mai înainte ca un operator uman să observe ceva suspect în sistem?
    - Cât de mult *overhead* al sistemului ne putem permite?

Interblocaj – Restabilire /1

- **Ieșirea din interblocaj**
  - Dacă s-a detectat un interblocaj, cum se poate restabili sistemul (i.e., ieși din blocaj) ?
  - Răspunsuri posibile:
    - **Violarea excluderii mutuale** (numai pentru resurse partajabile, e.g. memorie, discuri hard, ...)
    - ***Abort*-ul** (i.e., terminarea anormală a) **tuturor proceselor**
    - ***Abort*-ul unui(or) proces(e) a.î. să dispară interblocajul** (Ce efect are *abort*-ul asupra integrității aplicațiilor?)
    - **Preemţia unor resurse: selectarea unui(or) proces(e) victimă și luarea înapoi a resurselor deținute de el(e)** (Dezavantaje: necesitatea de a face *rollback* pentru victimă, posibilitatea de înfometare a victimei)

Interblocaj – Restabilire /2

- **Ieșirea din interblocaj** (cont.)
  - Câte procese să fie alese drept victimă (pentru abort sau pentru preempţie & rollback) ?
    - Nr.minim = câte un proces pentru fiecare circuit disjunct în RAG
  - Care procese? Răspunsul depinde de mai mulți factori:
    - Prioritatea proceselor
    - Cât timp a rulat procesul până la interblocaj și cât mai are de rulat până la terminarea sa
    - Câte resurse a utilizat procesul și ce fel de tip de resurse (ușor/dificil de preemptat)
    - De câte resurse mai are nevoie procesul pentru a se termina
    - Tipul procesului (interactiv sau serial)
    - Numărul de procese ce vor trebui abortate sau preemptate

Interblocaj – Restabilire /3

- **Ieșirea din interblocaj** (cont.)
  - Care procese să fie alese drept victimă (pentru abort sau pentru preempţie & rollback) ? (cont.)
    - Se definește o funcție de “cost” pe baza factorilor amintiți în slide-ul anterior, fiecare factor având o anumită pondere în cost
    - Ponderile sunt alese conform preferințelor proiectanților SO-ului
    - Alegerea victimei se determină prin minimizarea funcției de cost
    - Posibilitatea de *starvation*: acel(e)așI proces(e) să fie ales(e) drept victimă întotdeauna, la execuția periodică, repetată, a alg. de detecție
    - Rezolvarea acestui neajuns: includerea în funcția de cost a numărului de alegeri anterioare drept victimă, pentru fiecare proces

Înfometare

- Înfometare (*starvation*) a proceselor
  - Definiție
  - Strategii de rezolvare

Înfometare

- Definiție
  - **Înfometare**: situația care apare atunci când un proces, ce a cerut permisiunea de acces la o resursă (e.g. la CPU, în cazul alg. de planificare a proceselor, sau la un semafor, în cazul alg. de sincronizare, etc.), așteaptă la infinit primirea acelei resurse, deoarece există un flux constant de alte procese care solicită acea resursă și o și primesc, în defavoarea procesului înfometat (datorită politicii de servire a acelei resurse implementate de SO-ul respectiv).

- Strategii de rezolvare
  - **Ignorare**: o lăsăm în sarcina operatorului uman
  - **FIFO**: implementarea unei politici de servire care să respecte ordinea de primire a cererilor (e.g. la alocarea CPU-ului: alg. de planificare FCFS sau RR, sau pentru semafoare: implementarea cozii de așteptare sub formă de coadă FIFO, ș.a.).
  - ***Aging*-ul**: implementarea unei politici de servire care să favorizeze procesele ce așteaptă de mult timp primirea resursei solicitate (e.g. la alocarea CPU-ului: alg. de planificare cu priorități dinamice, în care prioritatea unui proces este mărită treptat în timp ce este *ready*, cu revenirea la valoarea inițială a priorității după ce rulează o cuantă).

Bibliografie

- **Bibliografie obligatorie**

  capitolele despre *IPC* și despre *deadlock* din

  – Silberschatz : "*Operating System Concepts*"

  (cap.3,§3.4-8 despre IPC + cap.8 despre deadlock, din [OSC10])

  sau

  – Tanenbaum : "*Modern Operating Systems*"
  (cap.2,§2.3.8-9 despre IPC + cap.6 despre deadlock, din [MOS4])

Exercițiu de seminar

- Aplicație la: Interblocajul proceselor
  - **Enunț**:
    Fie un sistem cu 4 procese P_i, i=0,…,3 și 5 tipuri de resurse alocabile, ce aplică o politică de evitare a interblocajului. La un moment dat *t* avem starea de mai jos.
    i) Completați tabelul cu conținutul matricii **Necesar**(t) din algoritmul bancherului.
    ii) Care este cea mai mică valoare a lui "X" pentru care sistemul este în stare sigură la acel moment *t* ? Justificați răspunsul (specificați măcar o secvență sigură, dacă există).

	Max	**Alocare**(t)	**Disponibil**(t)	**Necesar**(t)
P_0	1 1 2 1 4	1 0 2 1 0	0 0 2 1 X	_ _ _ _ _
P_1	2 2 2 0 1	2 0 1 0 1		_ _ _ _ _
P_2	2 1 3 1 1	1 1 0 1 1		_ _ _ _ _
P_3	1 1 2 2 2	1 1 1 1 0		_ _ _ _ _

  - **Rezolvare**: ?

Sumar

- Comunicații inter-procese (IPC)
  - Problema comunicației
  - Tipuri de comunicație
  - Comunicația directă
  - Comunicația indirectă
  - Excepții
  - IPC sub UNIX
- Interblocajul proceselor
  - Definiție
  - Context
  - Model
  - Cerințele interblocajului
  - Graful de alocare a resurselor
  - Strategii: prevenire, evitare, detecție și restabilire
- Înfometarea proceselor
  - Definiție
  - Strategii de rezolvare

Întrebări ?

Gestiunea proceselor

- **Recapitulare**
  - Definiția procesului
  - Stările procesului
  - Concurență
  - Planificare
  - Problema secțiunii critice
  - Probleme clasice de sincronizare
  - Comunicații inter-procese
  - Interblocajul și înfometarea proceselor
- Urmează: **Administrarea memoriei**

~~Urmează: Primul parțial scris~~