❺ Monitorit

Monitori
Synkronointimenetelmiä
Esimerkkejä

Andrews 5.1-5.2, Stallings 5.5

Tavoite

- **Minimoi virhemahdollisuuksia**
  - poissulkeminen ohjelmoijan vastuulla
  - ⇨ P():t ja V():t siellä, täällä ja tuolla - meniköhän oikein?
- **Yksityiskohtia pois ohjelmoijalta kääntäjälle**
  - mitä yhteisiä muuttujia prosesseilla
  - mikä semafori liittyy mihinkin kriittiseen alueeseen
  - missä kohdassa kriittiset alueet sijaitsevat ohjelmakoodissa
- **Kääntäjä voisi tuottaa koodia, jossa**
  - yhteiskäytön automaattinen kontrollointi
  - yhteisiä muuttujia käytetään vain kriittisen alueen sisällä
  - kriittiselle alueelle siirrytään ja sieltä poistutaan oikein
- **mutta saattaa rajoittaa rinnakkaisuutta**

Monitori

Monitori

Hoare 1974

- **Kapseloi datan + käsittelevät operaatiot**
  - abstraktit objektit ja julkiset metodit
- **Kaikki yhteiset, pysyvät muuttujat monitorin sisällä**
- **Tarjoaa automaattisesti poissulkemisen**
  - vain yksi monitorin aliohjelma kerrallaan aktiivinen
  - muut prosessit voivat olla odottamassa -
    joko pääsyä monitoriin tai monitorin ehtomuuttujassa
  - kääntäjä!
- **Aktiivinen prosessi - passiivinen monitori**

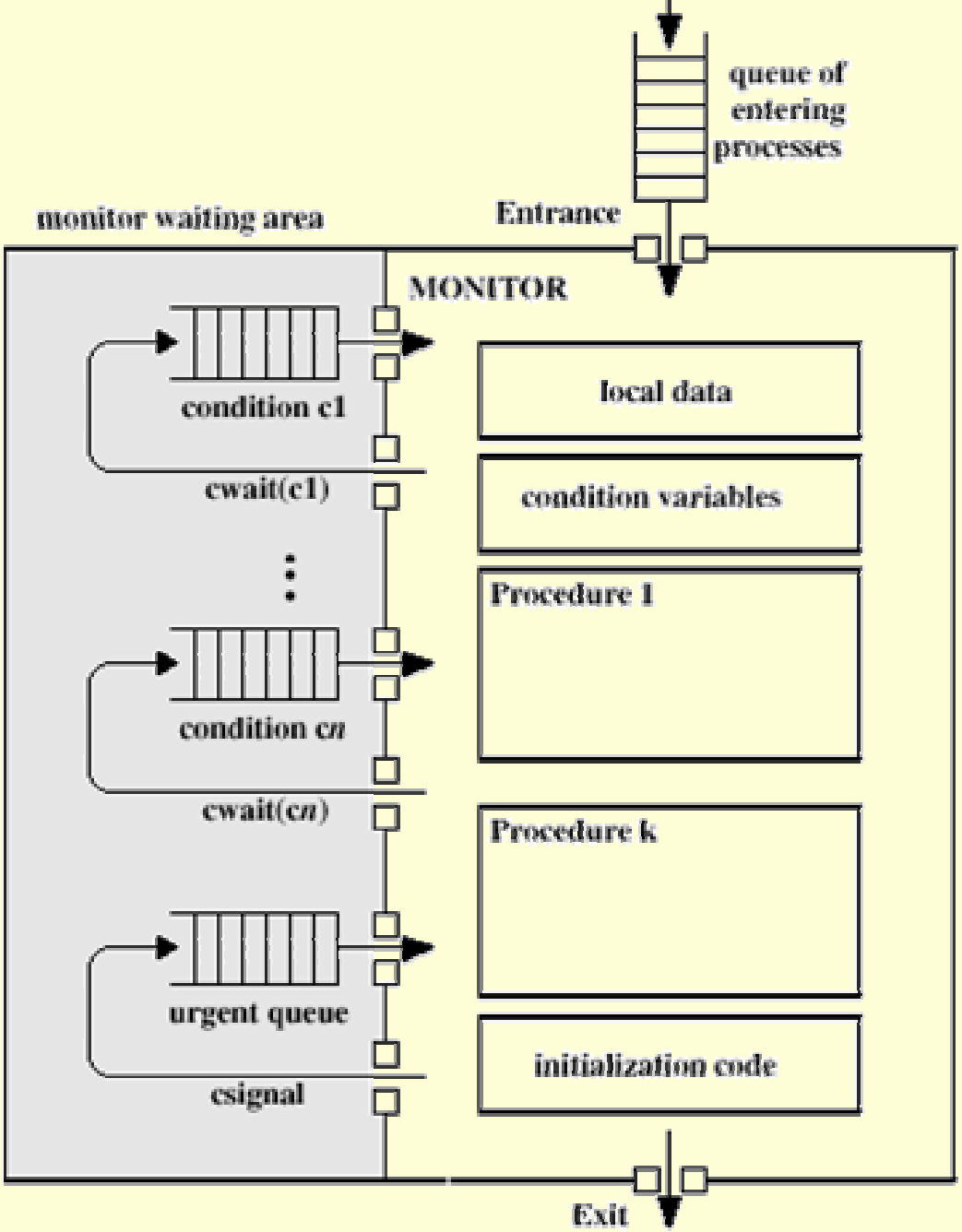
Esittely

```
monitor Mname {
        pysyvien muuttujien määrittely
        proseduurit
        alustuslauseet
}
```

- **Monitori staattinen 'olio'**
  - Prosessi kutsuu monitorin proseduureja
  - Monitorin muuttujien arvot pysyvät niinkauan kuin monitori olemassa (permanent)

Kutsu

call Mname.opname(arguments)



Monitorin muuttujat yhteiskäytössä.

Vain yksi prosessi kerrallaan suorittaa monitorin koodia.

Proseduureissa voi käyttää paikallisia muuttujia,

kullakin prosessilla niistä oma kopio (pinossa).

Stallings Fig. 5.21:
Structure of a Monitor.

Ehtomuuttujat ja operaatiot

- **cond cv**
  - ei arvoa - vain jono Blocked prosesseja (paikka odotukselle)
- **wait(cv)**
  - laita prosessi jonoon odottamaan operaatiota s*ignal()*
  - prosessi joutuu aina jonoon!
- **signal(cv)**
  - jos jono tyhjä, ”no operation”, ehtomuuttuja ”ei muista”
  - jos jonossa prosesseja, herätä jonon ensimmäinen
- **empty(cv)**
  - palauta true, jos jono on tyhjä

vrt. semafori!

- **Monitorin käyttövuorot koodattava eksplisiittisesti**
  - ⇨ synkronointi aina ohjelmoijan vastuulla
  - jos prosessi ei voi jatkaa monitorin sisällä, vapauta monitori muiden käyttöön: kutsu *wait(cv)*
    - odotus tavallaan monitorin ulkopuolellla!
  - kun odotukseen liittyvä ehto tulee todeksi, kutsu *signal(cv)*

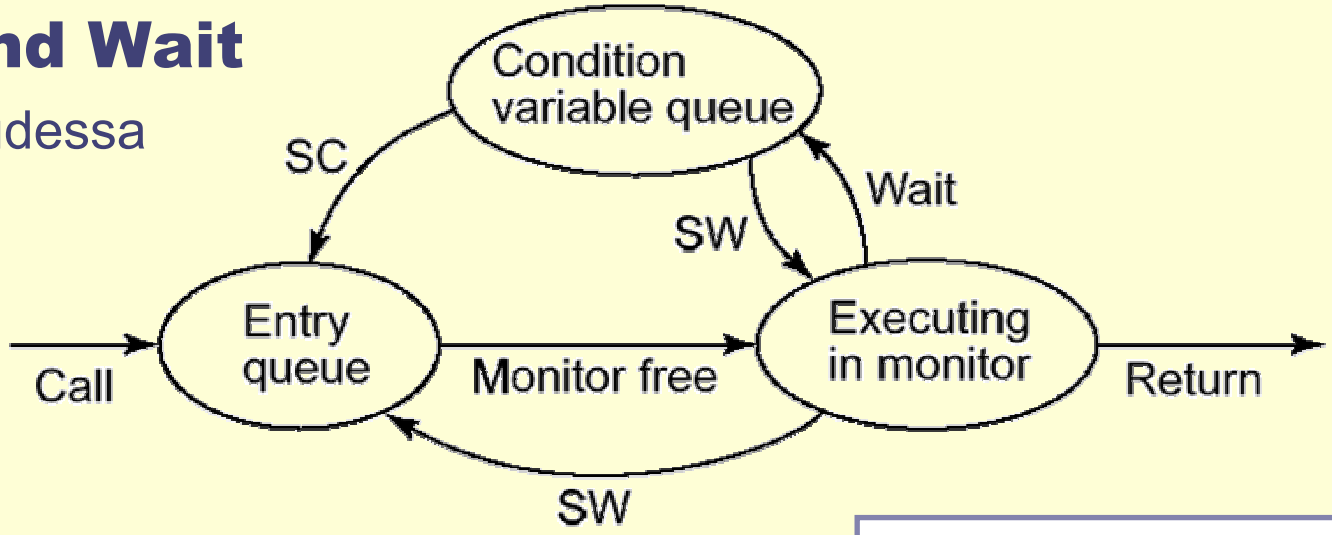
- **signal() herättää monitorin sisällä jo olleen toisen prosessin**
  - ⇨ Kumpi saa jatkaa proseduurissaan?
    - Herättäjä?
    - Herätetty?

Signaloinnin vaihtoehdot

- **Signal and Continue** (nonpreemptive)
  - signaloija jatkaa, herätetty suoritukseen myöhemmin
- **Signal and Wait** (preemptive)
  - signaloija odottaa, herätetty saa jatkaa heti (= prosessin vaihto)
  - ks. Fig 5.21: signaler into urgent queue
- **Odottavat prosessit ehtomuuttujan jonossa**
  - Odotus poissuljetun alueen ulkopuolella
  - ks. Fig 5.21 monitor waiting area
- **Myös uudet prosessit kilpailemassa pääsystä monitorin sisälle**
  - Onko ehto enää true, kun herätetty pääsee jatkamaan?

- **Signal and Continue**
  - Java, POSIX: phtreads-kirjasto, Andrewsin kirja (tämä kurssi)…
  - S&C vain vihje, että juuri silloin vaadittu ehto true,
    ehto ei kuitenkaan välttämättä enää voimassa,
    kun herätetty prosessi pääsee jatkamaan odotuskohdastaan
    ⇨ kenties tarkistettava ennenkuin voi jatkaa!

- **Signal and Wait**
  - kirjallisuudessa



Andrews Fig. 5.1.

Esim: Semaforin toteutus monitorin avulla

- **Andrews Fig. 5.2**
  - Signal and Wait: FIFO semaphore
    - ehto varmasti voimassa, kun herätetty suoritukseen
  - Signal and Continue: toiminnallisuus ei täysin kiinnitetty
    - muuttujien arvot saattaneet muuttua uudelleen, ennenkuin herätetty pääsee suorituksen
- **Andrews Fig 5.3:**
  - FIFO semaphore using passing the condition
  - Odotettu ehto voimassa, ‘ojenna’ se sellaisenaan herätettävälle
    - ehto varmasti voimassa, kun herätetty jatkaa
    - muille prosesseille ehto ei ole voimassa

```
monitor Semaphore {
  int s = 0;   ## s >= 0
  cond pos;    #  signaled when s > 0

  procedure Psem() {
    while (s == 0) wait(pos);
    s = s-1;
  }

  procedure Vsem() {
    s = s+1;
    signal(pos);
  }
}
```

Andrews Fig. 5.2.

```
monitor FIFOsemaphore {
  int s = 0;   ## s >= 0
  cond pos;    #  signaled when s > 0

  procedure Psem() {
    if (s == 0)
      wait(pos);
    else
      s = s-1;
  }

  procedure Vsem() {
    if (empty(pos))
      s = s+1;
    else
      signal(pos);
  }
}
```

condition passing

Andrews Fig. 5.3.

Synkronointi

Synkronointi (Condition Synchronization)

```
monitor Bounded_Buffer {

  typeT buf[n];      # an array of some type T
  int front = 0,     # index of first full slot
      rear = 0;      # index of first empty slot
      count = 0;     # number of full slots
  ## rear == (front + count) % n
  cond not_full,     # signaled when count < n
       not_empty;    # signaled when count > 0

  procedure deposit(typeT data) {
    while (count == n) wait(not_full);
    buf[rear] = data; rear = (rear+1) % n; count++;
    signal(not_empty);
  }

  procedure fetch(typeT &result) {
    while (count == 0) wait(not_empty);
    result = buf[front]; front = (front+1) % n; count--;
    signal(not_full);
  }

}
```

vrt. 4.5

Andrews Fig. 5.4.

```
process Producer[i=1 to N] {
        typeT data;
        while (true) {
            tuota data;
            call Bounded_Buffer.deposit(data);
        }
}
```

```
process Consumer[i=1 to M] {
        typeT data;
        while (true) {
            Bounded_Buffer.fetch(data);
            kuluta data;
        }
}
```

Prosessit monitorin ulkopuolella! Miksi?

Lisää operaatioita

- **wait (cv, rank)**
  - odota arvon mukaan kasvavassa järjestyksessä (priority wait)
- **minrank(cv)**
  - palauta jonon ensimmäisen prosessin arvo
- **signal_all(cv)**
  - herätä kaikki ehtomuuttujassa cv odottavat prosessit
  - S&C: while (! empty(cv)) signal(cv);
  - S&W: ei kovin hyvin määritelty miksei?

vrt. semafori!

Kaikkien herätys (Broadcast Signal)

```
monitor RW_Controller {

  int nr = 0, nw = 0;   ## (nr == 0 ∨ nw == 0) ∧ nw <= 1
  cond oktoread;     #  signaled when nw == 0
  cond oktowrite;    #  signaled when nr == 0 and nw == 0

  procedure request_read() {
    while (nw > 0) wait(oktoread);
    nr = nr + 1;
  }

  procedure release_read() {
  nr = nr - 1;
  if (nr == 0) signal(oktowrite);  # awaken one writer
  }

  procedure request_write() {
    while (nr > 0 || nw > 0) wait(oktowrite);
    nw = nw + 1;
  }

  procedure release_write() {
    nw = nw - 1;
    signal(oktowrite);        # awaken one writer and
    signal_all(oktoread);     # all readers
  }

}
```

Huom:

DB ei monitorin sisällä!

Miksei?

vrt. 4.13

Andrews Fig. 5.5.

Prioriteetin mukaan jonotus (Priority Wait)

```
monitor Shortest_Job_Next {

  bool free = true;   ## Invariant SJN:  see text
  cond turn;          #  signaled when resource available

  procedure request(int time) {
    if (free)
      free = false;
    else
      wait(turn, time);
  }

  procedure release() {
    if (empty(turn))
      free = true
    else
      signal(turn);
  }
}
```

Condition passing:

Pidä resurssi varattuna,

anna varattuna seuraavalle prosessille!

⇨ Ei etuilua!

vrt. 4.14

Andrews Fig. 5.6.

”Kattava herätys” (Covering Condition)

```
monitor Timer {

   int tod = 0;    ## invariant CLOCK -- see text
   cond check;     #  signaled when tod has increased

   procedure delay(int interval) {
      int wake_time;
      wake_time = tod + interval;
      while (wake_time > tod) wait(check);
   }

   procedure tick() {
      tod = tod + 1;
      signal_all(check);
   }

}
```

Herätä kaikki odottajat - tarkistakoot itse, onko jatkamislupa edelleen voimassa!

Andrews Fig. 5.7.

Priority Wait

```
monitor Timer {
  int tod = 0;    ## invariant CLOCK -- see text
  cond check;     #  signaled when minrank(check)<=tod
  procedure delay(int interval) {
    int wake_time;
    wake_time = tod + interval;
    if (wake_time > tod) wait(check, wake_time);
  }
  procedure tick() {
    tod = tod+1;
    while (!empty(check) && minrank(check) <= tod)
      signal(check);
  }
}
```

Herätä vain ne, jotka voivat jatkaa!

Andrews Fig. 5.8.

Synkronointi

❶ Priority wait

- helppo ohjelmoida, tehokas ratkaisu
- voi käyttää, jos odotusehdoilla staattinen järjestys

❷ Covering condition

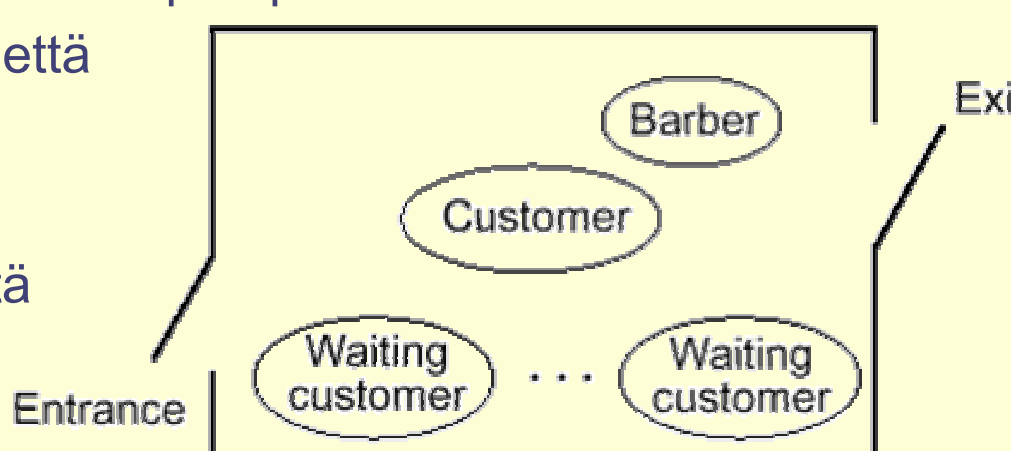
- voi käyttää, jos herätetty prosessi voi tarkistaa ehdon uudelleen
- ei voi käyttää, jos odotusehdot riippuvat myös muiden odottavien prosessien tiloista

❸ Jos minrank ei riitä odotuksen/vuorojen järjestämiseen, talleta yhteiset odotusehdot pysyviin muuttujiin ja jätä prosessit odottamaan yksityisiin ehtomuuttujiin

- ohjelmoi itse jonon ylläpito (jonotusjärjestys)

Rendezvous: Nukkuva parturi

- **Useita aktiivisia prosesseja**
- **Rendezvous:** “kahden prosessin kohtaaminen”
  - vrt. puomisynkronointi
- **Kutakin odotussyytä varten ehtomuuttuja ja laskuri**
  - rendezvous: uusi asiakas - vapaa parturi
  - Asiakkaan odotettava, että
    - ❶ parturi vapaa
    - ❷ ovi auki
  - Parturin odotettava, että
    - ❸ asiakas paikalla
    - ❹ asiakas poistuu



```
monitor Barber_Shop {
  int barber = 0, chair = 0, open = 0;
  cond barber_available;     # signaled when barber > 0
  cond chair_occupied;       # signaled when chair > 0
  cond door_open;            # signaled when open > 0
  cond customer_left;        # signaled when open == 0
  procedure get_haircut() {
❶ while (barber == 0) wait(barber_available);
    barber = barber - 1;
    chair = chair + 1; signal(chair_occupied);
❷ while (open == 0) wait(door_open);
    open = open - 1; signal(customer_left);
  }
  procedure get_next_customer() {
    barber = barber + 1; signal(barber_available);
❸ while (chair == 0) wait(chair_occupied);
    chair = chair - 1;
  }
  procedure finished_cut() {
    open = open + 1; signal(door_open);
❹ while (open > 0) wait(customer_left);
  }
}
```

Systemaatt. ratkaisu

resurssi: muuttuja

varaus: vähennä (-)

vapautus: lisää (+)

varo muita: while

Andrews Fig. 5.10.

```
process Barber {
        typeT data;
        while (true) {
            call Barber_Shop.get_next_customer();
            ... parturoi ...
            call Barber_Shop.finished_cut()
        }
}
```

```
process Customer[i=1 to M] {
        while (true) {
            .. tee sitä ja tätä ...
            call Barber_Shop.get_haircut();
        }
}
```

POSIX-kirjasto, pthread

include <pthread.h>

- ehtomuuttujat
- käyttö yhdessä mutexin kanssa ⇨ monitori
- pthread_cond_init(), *_wait(), *_signal(), *_broadcast(), *_timedwait(), *_destroy()

Java, synchronized methods

- automaattinen poissulkeminen ⇨ monitori
- ei ehtomuuttujia, yksi implisiittinen odotusjono / objekti
- operaatiot wait(), notify(), notifyAll()

⇨ Lue man- / opastussivut

⇨ Andrews ch 5.4, 5.5

Kertauskysymyksiä?