• Monitorit

Monitori
Synkronointimenetelmiä
Esimerkkejä

Andrews 5.1-5.2, Stallings 5.5

Tavoite

- Minimoi virhemahdollisuuksia
  - poissulkeminen ohjelmoijan vastuulla
  - ð 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

Semafori

- perusmekanismi synkronointiin
  - voidaan systemaattisesti ratkaista synkronointiongelmia
- melko alhaisen tason mekanismi => helppo tehdä virheitä
  - unohtaa jokin P- tai V-operaatio
  - tehdä ylimääräisiä P- tai V-operaatioita
  - käyttää väärää semaforia
  - unohtaa suojata jokin kriittinen alue
- Globaaleja muuttujia
  - Varmistuttava että kaikki osat yhdessä toimivat oikein
- samaa mekanismia käytetään sekä poissulkemiseen että ehtosynkronointiin
  - Kunkin P- ja V-operaation tarkoitus?

- “Semaphores are like goto's and pointers: mistake prone, work okay but lack structure and ``discipline''.”
  - a disastrous typo: V(S); criticalSection(); V(S)
  - leads to deadlock: P(S); criticalSection(); P(S)
  - can lead to deadlock:

    P1: P(Q); P(S); ... V(S); V(Q);

    P2: P(S); P(Q); ... V(Q); V(S);

Monitori

Monitori Hoare 1974

- Kapseloitu data + sitä käsittelevät operaatiot
  - abstraktit objektit ja julkiset metodit
  - Vain metodeilla voi käsitellä dataa
- 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
  - Prosessi kutsuu monitorin proseduuria

Hyötyjä:

- Kutsuvan prosessin ei tarvitse välittää siitä, kuinka monitorin aliohjelmat (proseduurit) on toteutettu.
- Monitorin toteuttajan ei tarvitse välittää siitä, missä ja miten sen proseduureja kutsutaan.
- => voidaan toteuttaa erikseen
- => rinnakkaisten ohjelmien tekeminen tulee helpommaksi, samoin niiden ymmärtäminen.

Toteutus

- eri ohjelmointikielissä erilaiset määrittelyt
- Osa ohjelmointikieltä => kääntäjä osaa generoida monitorin toteutuksen koodin koodin
- poissulkemisen toteuttaminen: ohjelmointikielessä, kirjaston avulla tai käyttöjärjestelmässä
  - yhden prosessorin koneessa keskeytykset kieltämällä
  - monen prosessorin koneessa lukoilla ja keskeytykset kieltämällä

Esittely (Andrewsin kirjassa ja kurssilla käytetty)

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

- Monitori staattinen 'olio'
  - Prosessi kutsuu monitorin proseduureja
  - Monitorin muuttujien arvot pysyvät niin kauan kuin monitori on olemassa (permanent)

Kutsu

call Mname.opname(arguments)

(Mname voidaan jättää pois, jos opname on yksikäsitteinen)

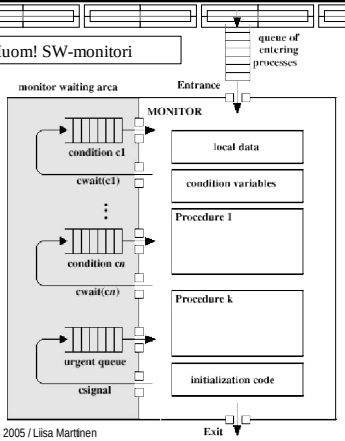
Monitori on abstraktin datatyypin ilmentymä =>

- Vain proseduurien nimet ***(opname)*** näkyvät monitorin ***(mname)*** ulkopuolelle
- Monitorissa ei voi viitata monitorin ulkopuolisiin muuttujiin, vain monitorissa määriteltyihin ja parametrina ***(arguments)*** saatuihin
- Monitorin pysyvät muuttujat alustetaan ennen kuin yhtäkään sen proseduuria kutsutaan eli heti monitorin luomisen yhteydessä suoritetaan alustuslauseet

Prosessien synkronointi monitorilla

- poissulkeminen (mutual exclusion)
  - implisiittistä
  - vain yksi prosessi voi olla **aktiivisena** monitorissa eli suorittamassa jotain monitorin proseduuria
    - ei useaa prosessia suorittamassa samaa proseduuria
    - ei useaa prosessia suorittamassa eri proseduureja
  - ohjelmoijan ei siis tarvitse huolehtia tästä
- ehtosynkronointi
  - ohjelmoijan vastuulla; vain ohjelmoija tietää, millaista synkronointia prosessien välillä tarvitaan
  - täytyy ohjelmoida eksplisiittisesti
  - ehtomuuttujia (condition variables) käyttäen

Huom! SW-monitori



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** ehtoa cv odottaville Blocked-tilaan siirretyille prosesseille (**paikka** odotukselle, “odotushuone”
- **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
  - “huuto odotushuoneeseen: Seuraava!”
- **empty(cv)**
  - palauta true, jos jono on tyhjä

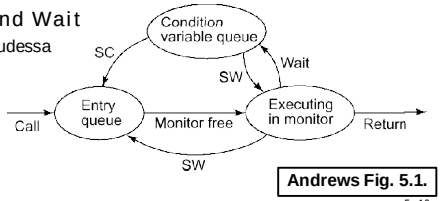
vrt. semafori!

- Monitorin käyttövuorot koodattava eksplisiittisesti
  - ð synkronointi aina ohjelmoijan vastuulla
  - jos prosessi ei voi jatkaa monitorin sisällä, vapauta monitori muiden käyttöön: kutsu *wait(cv)*
    - odotus tavallaan monitorin ulkopuolellla, passiivisena!
  - kun odotukseen liittyvä ehto tulee todeksi, kutsu *signal(cv)*
- signal() herättää monitorin sisällä jo olleen toisen prosessin
  - ð **Kumpi saa jatkaa proseduurissaan?**
    - Herättäjä?
    - Herätetty?

Signaloinnin vaihtoehdot

- Signal and Continue (nonpreemptive)
  - **signaloija jatkaa**, herätetty prosessi suoritukseen myöhemmin, kun aikanaan saa monitorin haltuunsa
- 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?
  - Tarkastettava uudelleen!

- 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 ole voimassa, kun herätetty prosessi pääsee jatkamaan odotuskohdastaan
    - ð tarkistettava ennenkuin voi jatkaa!
- Signal and Wait
  - kirjallisuudessa



Andrews Fig. 5.1.

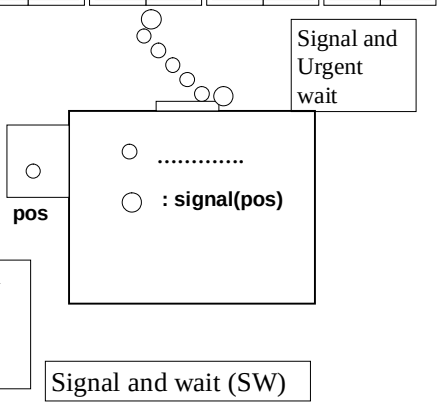
Semaforin toteutus monitorina

- P(s): <await (s > 0) s = s-1;>
  if (s = = 0) wait (pos); s=s-1;
- V(s): <s= s + 1;>
  s=s+1; signal(pos);

```
monitor Semaphore {
int s = 0; cond pos;
procedure Psem() {
    if (s == 0) wait (pos);
    s = s -1;
}
procedure Vsem() {
    s = s +1;
    signal (pos);
}
}
```

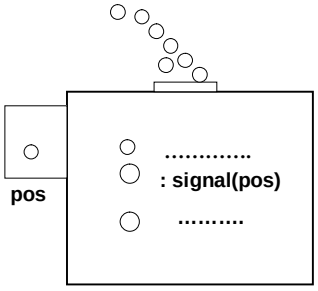
Toimiiko oikein, jos käytetään SC:tä?

Entä jos if:n tilalla while?



Tilanne OK vapautetun prosessin mennessä monitoriin!

Signal and wait (SW)



Onko tilanne enää turvallinen vapautetun prosessin päästessä monitoriin?

Signal and continue (SC)

- Miten saataisiin toimimaan myös FIFOna myös SC:tä käytettäessä?
- condition passing (vrt. paton passing)
- procedure Psem() {
  if (s == 0) wait (pos);
  else s = s -1;
  }
  procedure Vsem() {
  if (empty(pos)) s = s +1;
  else signal (pos);
  }

Esim: Semaforin toteutus monitorin avulla

- Andrews Fig. 5.2
  - Signal and Wait: FIFO semaphore
    - ehto varmasti voimassa, kun herätetty suoritukseen
  - Signal and Continue: kun herättäjä poistuu monitorista, **monitorin jonossa** ensimmäinen saa pääsee monitoriin (ei välttämättä juuri herätetty)
    - 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 (*sitä ei merkitä näkyviin!)*


```
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.

while varmistaa, että ehto on yhä voimassa: se testataan ennen kuin prosessi saa jatkaa. Jos ehto ei ole voimassa (joku toinen on muuttanut sitä), prosessi joutuu uudelleen odotustilaan (herätettiin turhaan, joku pääsi etuilemaan).


```
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.

condition passing estää etuilun: odottajat pääsevät monitoriin FIFO-järjestyksessä (signal(pos))

Monitoriin pyrkijät päästetään etenemään, vain jos odottajia ei ole: ei muuteta ehtoa => joutuvat odotustilaan.

if, koska ehto ei ole voimassa; muut pysähtyvät tähän, mutta vapautettu odottaja ei enää tarkasta ehtoa, vaan etenee monitorissa

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) {
        call 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!

Lukijat ja kirjoittajat monitorissa

lukijat		kirjoittajat
usea lukija voi samanaikaisesti olla lukemassa	tietokanta, johon kirjoitetaan ja josta luetaan	kirjoittajalla yksinoikeus tietokantaan
request_read release_read	tietokanta on monitorin ulkopuolella, mutta sinne pääsee vain monitorin kautta	request_write release_write


```
monitor RW_Controller {

    # paikallisten muuttujien määrittelyt

    prosedure request_read( ) { ……..}
    procedure release_read () {  …… }
    procedure request_write () { ……}
    procedure release_write  ( ){……..}
    }
```

```
process Reader [i=1 to M] {
….
request_read();
read_database;
release_read();
}
```

```
process Writer [i=1 to N] {
….
request_write ( );
write_database;
release_write( )
}
```


ehtomuuttujia:
oktoread kun ei kukaan kirjoittamassa,
oktowrite kun ei kukaan lukemassa tai kirjoittamassa
=> tarvitaan muuttujia:
nr = lukijoiden lukumäärä,
nw = kirjoittajien lukumäärä

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

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

```
procedure release_read(){
  nr = nr -1;
  if (nr = =0) signal (oktowrite); #  viimeinen lukija herättää
}                                  #   yhden kirjoittajan
```

```
procedure release_write () {
  nw = nw -1;
# poistuva kirjoittaja herättää yhden kirjoittajan  ja kaikki lukijat
  signal(oktowrite);
  signal_all (oktoread);
}
```


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.

Lyhyin työ ensin

- herätys prioriteetin perusteella
  - **wait(cv)** vie prosessin fifo-jonoon; herätys jonoonmeno järjestyksessä
  - **wait(cv, rank)** vie prosessit rank-muuttujan mukaan nousevaan järjestykseen ja herättää pienimmällä rank-arvolla odottamaan menneen prosessin ensimmäiseksi
- prosedure request (int time) {
  if (free) free =false;
  else wait(turn, time); }

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);
  }
}
```

Odotus ajan (time) mukaisessa järjestyksessä

Condition passing:
Pidä resurssi varattuna,
anna varattuna seuraavalle prosessille!
ð Ei etuilua!

vrt. 4.14

Andrews Fig. 5.6.

Ajastinkello prosesseille

- kaksi operaatiota
  - **delay(interval) # viivyttää kutsuvaa prosessia**
    # interval määrän 'tikityksiä'
    # herätetään vasta kun haluttu aika
    #on kulunut
    procedure delay(int interval){….}
  - **kellon tikitys 'tick' # kasvattaa aikaa tietyin välein**
    procedure tick() {….}

Eri tapoja toteuttaa

- aina kun kello tikittää, herätetään kaikki odottavat prosessit tarkastamaan itse, onko jo aika herätä
  = 'kattava herätys' (covering condition)
- herätetään vain ne, jotka todella ovat tarpeeksi 'nukkuneet' ja voivat jatkaa toimintaansa
  - **prioriteettiodotus + tarkistus onko jo aika herätä**
- jokaisella odottavalla oma ehtomuuttuja
  - **monimutkaisempi ratkaisu**

"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);
  }
}
```

Jokaiselle oma herätysaika!

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);
  }
}
```

Herätysajan mukaan järjestykseen

Ensimmäisen jonossa olevan arvo (=herätysaika)

Herätä vain ne, jotka voivat jatkaa!

Andrews Fig. 5.8.

Synkronointi

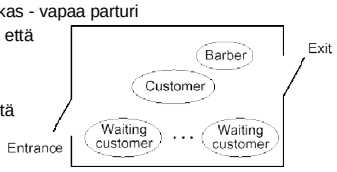
Œ **Priority wait**
- helppo ohjelmoida, tehokas ratkaisu
- voi käyttää, jos odotusehdoilla staattinen järjestys

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

Ž Jos minrank ei riitä odotuksen/vuorojen järjestämiseen, t**alleta 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
    - Œ parturi vapaa
      - ovi auki
  - Parturin odotettava, että
    - Ž asiakas paikalla
      - asiakas poistuu



Tapahtumien synkronointi

- Asiakkaan 'tärkeät' vaiheet (tapahtumat):
  - **cinchair** eli istu tuoliin (asiakas on nyt kohtauspaikalla)
  - **cleave** eli poistu parturista
- Parturin vaiheet
  - **bavail** eli vapaudu parranajoon
  - **bbusy** eli aja partaa
  - **bdone** eli asiakkaan parta ajettu
- Oikea järjestys laskurien avulla:

Ongelma: laskurit kasvavat koko ajan!

bavail >= cinchair >= bbusy >= bdone >= cleave

barber = bavail - cinchair

open = bdone - cleave

chair = cinchair - bbusy

Monitorin rakentelua

- int barber = 0, int chair = 0, open = 0;
- parturin ja asiakkaan toimintojen tahdistus ehtomuuttujilla:
  - 4 eri tahdistuskohtaa
    - asiakas odottaa parturin vapautuvan
    - parturi odottaa asiakasta (= asiakas on tuolissa)
    - asiakas odottaa poistumismerkkiä (= ovi auki)
    - parturi odottaa asiakkaan poistumista
  - kullekin oma ehtomuuttuja (**cond**)
    - **barber_available # signalled when barber > 0**
    - **chair_occupied # signalled when cinchair > 0**
    - **door_open # signalled when open > 0**
    - **customer_left # signalled when open == 0**

asiakkaan käyttämä proseduuri

- procedure get_haircut() {

```
# odota tarvittaessa parturia
while (barber == 0) wait (barber_ available);
# 'varaa parturi'
barber = barber – 1;
# istu tuoliin ja ilmoita olevasi paikalla
chair = chair + 1;  signal(chair_occupied);
# odota parranajon valmistumista eli oven avautumista
while (open == 0) wait (door_open);
# sulje ovi ja ilmoita lähteneesi
open = open -1;  signal (customer_left);
}
```


Parturin käyttämät proseduurit

- procedure get_next_customer() {

```
# parturi vapautunut; ilmoittaa tästä mahdollisille odottajille
barber = barber + 1;
signal ( barber_available);
# odottaa asiakasta parturituoliin
while (chair == 0) wait (chair_occupied);
# tuoli merkataan vapaaksi (jo tässä!)
chair = chair - 1;
}
```


- procedure finished_cut() {

```
# avaa ovi ja ilmoita  'parranajon päättymisestä'
open = open +1;
signal (door_open);
# odota asiakkaan poistumista
while (open > 0) wait (customer_left);
}
```



```
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() {
    while (barber == 0) wait(barber_available);
    barber = barber - 1;
    chair = chair + 1; signal(chair_occupied);
    while (open == 0) wait(door_open);
    open = open - 1; signal(customer_left);
  }
  procedure get_next_customer() {
    barber = barber + 1; signal(barber_available);
    while (chair == 0) wait(chair_occupied);
    chair = chair - 1;
  }
  procedure finished_cut() {
    open = open + 1; signal(door_open);
    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 ð monitori
- pthread_cond_init(), *_wait(), *_signal(), *_broadcast(), *_timedwait(), *_destroy()

Java, synchronized methods

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

c Lue man- / opastussivut
c Andrews ch 5.4, 5.5

Kertauskysymyksiä?