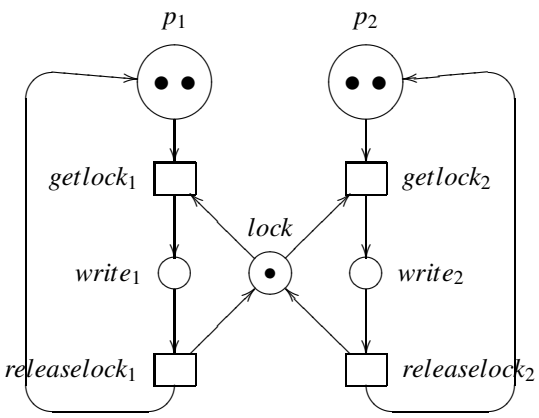
T-79.179 Rinn. ja haj. digitaaliset järjestelmät

Laskuharjoitus #7
15.3.2002
Laatinut: Esa Kettunen

1. Tarkastellaan seuraavaa stokastista Petri-verkkoa:

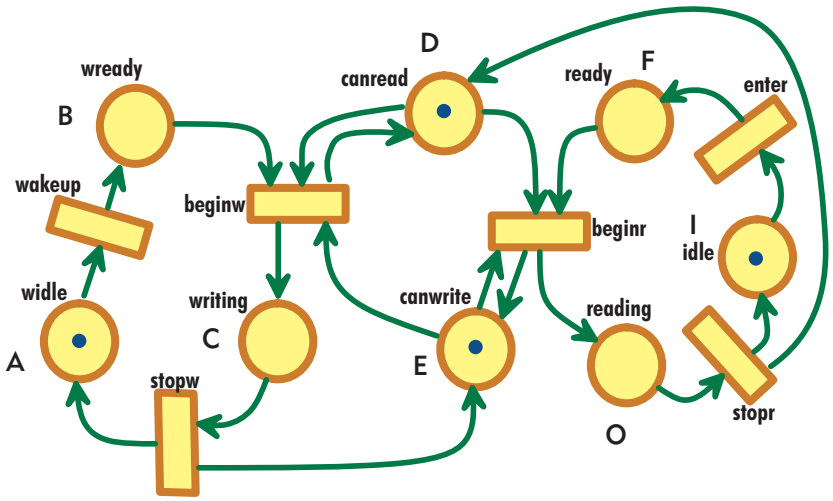


Transitioiden laukeamistaajuudet ovat: $\Lambda(getlock_1) = 5, \Lambda(getlock_2) = 10, \Lambda(releaselock_1) = 20, \Lambda(releaselock_2) = 5$.

Laadi ja ratkaise tasapainoyhtälö. Laske merkkien lukumäärän odotusarvo paikoille p_1 ja p_2. Miten transition $releaselock_1$:n laukeamistaajuuden muutos vaikuttaa näihin odotusarvoihin?

2. Ehkä olet jo havainnut, että Petri-verkot ovat aivan omalla abstraktiotasollaan. Petri-verkkospesifikaation *toteuttaminen* onkin oma taiteen lajinsa. Paljon riippuu siitä, mikä on kohdejärjestelmän rinnakkaisuusmalli. Synkroninen kommunikointi on tietyssä mielessä lähempänä Petri-verkkoja, kun taas epäsynkroninen kommunikointi voi aiheuttaa lisätyötä.

   Seuraavassa hahmotellaan **tilaa testaavan mutex-algoritmin** toteutus käyttäen sanomanvaihtoon operaatioita `send` ja `receive`, joiden kaltaiset löytyvät mm. TCP/IP:n socket-pohjaisesta ohjelmointirajapinnasta.



   Teemme eron seuraavien Petri-verkon primitiivi-ilmiöiden välillä:

   - *testataan* onko token paikassa,
   - *otetaan* token paikasta tai
   - *pannaan* token paikkaan.

   Järjestelmässä on kaksi prosessityyppiä, `writer` ja `reader` eikä kummastakaan voi olla enempää kuin yksi instanssi käynnissä kunakin ajan hetkenä. (On luonnollisesti myös muunlaisia ratkaisuja readers/writers-ongelmaan: joissakin sallitaan monta instanssia.)

   Kirjoittajaprosessilla on

   - 3 prosessin ”omaa” paikkaa: `widle`, `wready` ja `writing`. Ne mallitetaan kokonaislukumuuttujina.
   - Kaksi paikkaa jaettuna lukijaprosessin kanssa: `canread` ja `canwrite`. Ne mallitetaan kokonaislukumuuttujina, mutta tokenin poistaminen/paneminen paikkaan edellyttää kommunikointia lukijaprosessin kanssa.

Lukijaprosessilla on

- 3 kolme ”omaa” paikkaa: `idle`, `ready` ja `reading`. Ne mallitetaan kokonaislukumuuttujina.
- Kaksi paikkaa jaettuna lukijaprosessin kanssa: `canread` ja `canwrite`. Ne mallitetaan kokonaislukumuuttujina, mutta tokenin poistaminen/paneminen paikkaan edellyttää kommunikointia kirjoittajaprosessin kanssa.

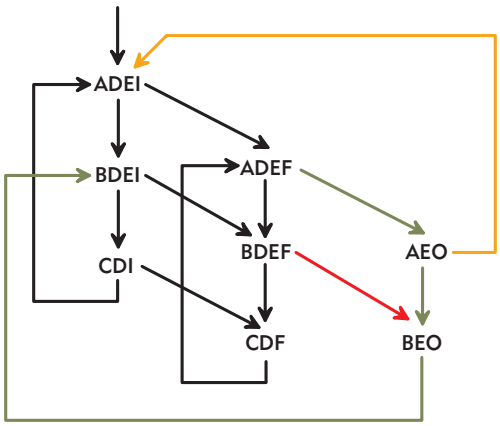
Osoittautuu, että `writer` pelkästään testaa tokenin olemassaoloa paikassa `canread`. `Reader` puolestaan testaa tokenin olemassaoloa `canwrite`-paikassa. Operaatiot `send` ja `receive` perustuvat epäsynkroniseen kommunikointiin, mutta luonnollisesti koko järjestelmän saa toimimaan myös synkronisella kommunikoinnilla (jolloin kuittaukset ovat tarpeettomia).

```
process writer
      var widle: integer := 1;
          wready: integer := 0;
          writing: integer := 0;
          canread: integer := 1;
          canwrite: integer := 1;
          enter_crit: boolean := FALSE;

   procedure check_tokens (canwrite_op: canwrite_id)
      var place: place_id;
          oper:  oper_id;     // recv operation

      if canwrite_op = Q_CANWRITE_GET
         send (Q_CANWRITE, Q_GET)
      elseif canwrite_op = Q_CANWRITE_PUT
         send (Q_CANWRITE, Q_PUT)
      endif
      while recv (place, oper) or (not canwrite_op = Q_CANWRITE_NONE)
         if place = Q_CANREAD and oper = Q_GET
            canread := canread - 1
            send (Q_CANREAD, Q_ACK)
            log (widle, wready, writing, canread, canwrite)
         else if place = Q_CANREAD and oper = Q_PUT
            canread := canread + 1
            send (Q_CANREAD, Q_ACK)
            log (widle, wready, writing, canread, canwrite)
         else if place = Q_CANWRITE and oper = Q_ACK
            canwrite_op := Q_CANWRITE_NONE
         endif
      endwhile
   endprocedure
```

```
   begin // writer process
   ...
   while true
      log (widle, wready, writing, canread, canwrite)
      enter_crit := calculate_a_little ()
      check_tokens (CANWRITE_NONE)
      if widle and enter_crit
         widle := 0
         wready := 1
         log (widle, wready, writing, canread, canwrite)
      endif
      if wready and canread and canwrite
         check_tokens (CANWRITE_GET)
         if canread
            canwrite := 0
            wready := 0
            writing := 1
            log (widle, wready, writing, canread, canwrite)
            //
            // now in critical section (writing)
            //
            critical_section (Q_WRITE);
            //
            // now leaving critical section (writing)
            //
            canwrite := 1
            writing := 0
            idle := 1
            enter_crit := FALSE
            check_tokens (CANWRITE_PUT)
         else
            check_tokens (CANWRITE_PUT)
         endif
         log (widle, wready, writing, canread, canwrite)
      endif
   endwhile
endprocess
```

`Reader`-prosessi toteutetaan samaan tapaan. Kukin prosessi tuottaa lokin, jota verrataan Petri-verkon saavutettavuusgraafiin. Tarkkaavainen lukija on jo huomannut, että `writer`-prosessi tuottaa pelkkiä osittaismerkintöjä, koska se ”näkee” ainoastaan viisi paikoista. Tämän vuoksi tyydymme siihen, että lokin ja saavutettavuusgraafin vertailussa löytyy sekvenssi osittaismerkintöjen kanssa yhteensopivia solmuja. Muussa tapauksessa päättelemme, että toteutus on virheellinen.[1]

Joskus ohjelmoijan tehtävänä on toteuttaa vain osa spesifikaatiosta. Tällöin vaihtoehtona voi olla testata ”näkyvät” *transitiot* (eikä siis merkintöjä) ja pitää muita transitioita näkymättöminä. Sen tarkistaminen löytyykö laukaistujen näkyvien transitioiden jälki saavutettavuusgraafista on suhteellisen yksinkertaista. Tämä lähestymistapa on ilmiselvässä yhteydessä prosessialgebrojen teorian kanssa.



Yo. saavutettavuusgraafissa kirjoittajaprosessin tulee generoida merkintäsekvenssit ADE*-BDE*-CDE*-ADE*, ADE*-BDE*-BE*-BDE*, ADE*-AE*-ADE* jne. eikä mitään muita sekvenssejä.

Joskus sekä toteutuksessa ja Petri-verkossa on lukkiuma. Hyväksyttävää on vain se, että lukkiumat vastaavat toisiaan.

Tilaa testaavan mutex-algoritmin voi parhaiten käsittää keinona taata keskinäinen poissulkevuus thread-pohjaisessa toteutuksessa (tai yleisemmin: prosessien jakaessa RAM-muistia). Tällöin TCP/IP-tyylinen `send/receive` ei todellakaan ole hyvä idea. Semaforit tai jaetut muuttujat ovat usein tehokkaampi tapa kommunikoida. Kriittisen resurssin voi kuvitella olevan esim. tiedosto. (Keskinäinen poissulkevuus voitaisiin saavuttaa lukitsemalla tiedosto, mutta tämä olisi todennäköisesti tehottomampaa kuin edellä esitetty Petri-verkkoratkaisuun perustuva mutex-lähestymistapa.)

[1] `VAROITUS:` Patologisessa tapauksessa voi käydä niin, että huolimatta `reader-` ja `writer-`prosessin toteutusten oikeellisuudesta *erikseen*, kokonaisuus ei kuitenkaan toimi niinkuin Petri-verkkospesifikaatio määrää. Tämä edellyttää pidemmälle meneviä prosessialgebran ja testauksen teorian opintoja kuin mitä tässä kurssissa voidaan edellyttää. Suurin varmuus saadaan, kun testiloki tuottaa kokonaisia merkintöjä ja koko saavutettavuusgraafin, mikä kieltämättä on varsin kova vaatimus testin kattavuudelle.