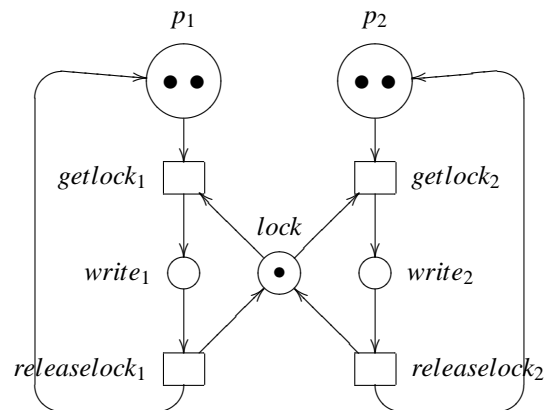


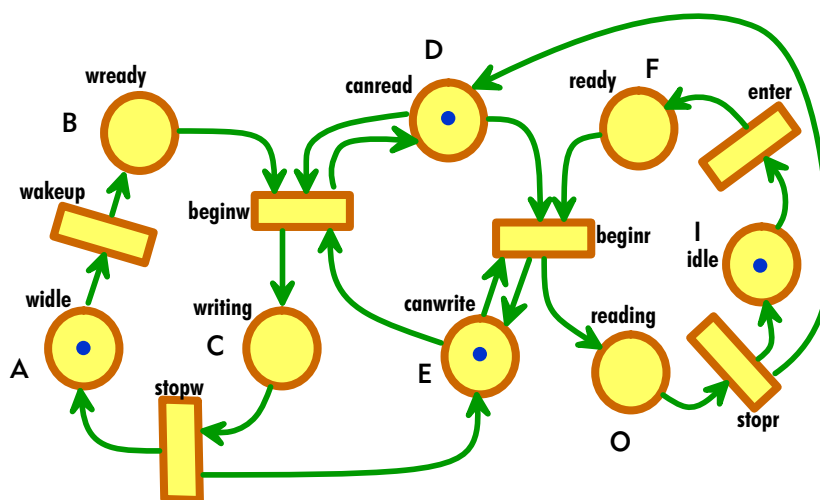
1. Tarkastellaan seuraavaa stokastista Petri-verkkoa:



Transitioiden laukeamistajuuudet ovat: $\Lambda(\text{getlock}_1) = 5$, $\Lambda(\text{getlock}_2) = 10$, $\Lambda(\text{releaselock}_1) = 20$, $\Lambda(\text{releaselock}_2) = 5$.

Laadi ja ratkaise tasapainoyhtälö. Laske merkkien lukumäärän odotusarvo paikoille p_1 ja p_2 . Miten transition releaselock_1 :n laukeamistajuuden 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 tiettyssä 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 kummatakaan 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/paaminen 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/pa-neminen paikkaan edellyttää kommunikointia kirjoittajaprosessin kans-sa.

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
```

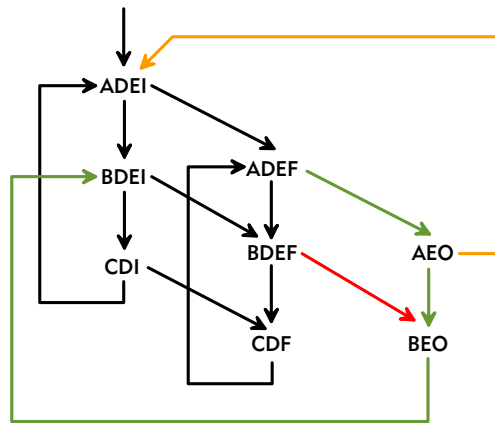
```

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
  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 prosessialgebroiden 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 muutujat ovat usein tehokkaampi tapa kommunikoida. Kriittisen resurssin voi kuvitella olevan esim. tiedosto. (Keskinäinen poissulkevuus voitaisiin saavuttaa lukitsemalla tiedosto, mutta tämä olisi todennäköisesti tehotomampaa 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.