Formális módszerek az informatikában

Zárthelyi dolgozat feladatok megoldása

A. csoport

Jelöld meg az alábbi kérdésekhez felsorolt állítások közül azokat, amelyek helyes választ adnak a kérdésre! Figyelem: több állítás is helyes lehet a megadottak közül! (Minden kérdéshez tartozik legalább egy igaz állítás.)

1. Mi igaz egy *engedélyezett tranzícióra*?

   (a) A tranzíció engedélyezett, ha létezik legalább egy olyan bemenő hely amelyben legalább annyi token van, mint amennyi a helyből az átmenetbe vezető él súlya.
   Nem igaz. Egy tranzíció akkor engedélyezett, ha ***minden*** *bemenő helyen legalább annyi token van, mint amennyi a helyből vezető él súlya (valamint, ha az átmenethez kapcsolódó kimenő helyek szabad kapacitása legalább annyi, mint az átmenetből a helyekbe vezető élek súlya).*

   (b) Ha egy tranzíció egy adott token eloszlás esetén engedélyezett, akkor biztos van olyan véges tüzelési szekvencia, amelynek ez a tranzíció az eleme.
   Nem igaz. A tranzíciók tüzelésének nemdeterminisztikus volta azt jelenti, hogy egy folyamatosan engedélyezett tranzíció bármikor tüzelhet a $[0, \infty)$ *intervallumban, de* ***nem szükséges*** *tüzelnie. Még egyszerűbb ellenpéldát adni, ha a tranzíciókhoz prioritást rendelünk.*

   (c) Ha egy helyből egy kisebb és egy nagyobb prioritású időzítetlen tranzícióba egyaránt vezet él, akkor nincs olyan token eloszlás, amelyben a kisebb prioritású tranzíció tüzelhetne.
   Nem igaz. Nem kötöttük ki, hogy a két tranzícióba (csak) ugyanabból a helyből vezet él, sem azt, hogy a két tranzíció mindig párhuzamosan engedélyezett. Így előfordulhat olyan token eloszlás, amelyben csak a kisebb prioritású tranzíció engedélyezett.

   $\boxed{\text{(d)}}$ A tüzelés során egy engedélyezett tranzíció által a bemeneti helyekről elvett tokenek száma nem a bemeneti helyekben levő tokenek számától, hanem a bemenő élek súlyától függ.
   Igaz, hiszen ha tüzelhet, akkor engedélyezett tranzícióról van szó, tehát megvolt a bemenetén a szükséges számú token. Ettől kezdve érdektelen, mennyivel van több token a bemenetein...

2. Mi igaz a *T-invariánsra*?

   (a) A T-invariáns azt mutatja meg, hogy a rendszerben levő erőforrások nem fogynak el a működés során.
   Nem igaz. A fenti tulajdonság a P-invariánst jellemzi. A T-invariáns egyes részrendszerek ciklikus működésének ***lehetőségét*** *jelöli ki, azonban ugyanazon részrendszernek ettől még lehetnek más működési módjai is, amelyben elfogyasztja az általa használt erőforrásokat.*

   $\boxed{\text{(b)}}$ Ciklikus működésű rendszerben biztosan található T-invariáns.
   Igaz. Az állítás a T-invariáns definíciójából következik.

   $\boxed{\text{(c)}}$ Ha egy $\mathbf{W}^{\mathrm{T}}$ szomszédossági mátrixszal rendelkező Petri hálóban a σ_{T} tüzelési szekvenciára igaz a következő összefüggés: $\mathbf{W}^{\mathrm{T}}\sigma_{\mathrm{T}} = 0$ és a σ_{T} szekvencia nem üres, akkor azt tüzelési invariánsnak nevezzük.
   Igaz. A fenti egyenlet a T-invariáns definíciója.

(d) Egy tüzelési invariáns nem lehet minimális, ha létezik olyan másik tüzelési invariáns, amely azonos számú tranzíciót tartalmaz.

Nem igaz. Létezhet azonos részhalmazú másik tüzelési invariáns is a rendszerben, azonban annak tüzelési számai nem lehetnek kisebbek.

3. Hogyan jellemezhető az *elérhetőségi gráf*?

$\boxed{\text{(a)}}$ Az elérhetőségi gráfban az élek a tranzíciókkal állnak kapcsolatban.

Igaz, olyannyira, hogy az elérhetőségi gráf élei az egyes tranzíciók tüzeléseit jelképezik.

(b) Az elérhetőségi gráfban levő csomópontok száma véges állapotú rendszerek esetén mindig kisebb, mint a hozzá tartozó Petri háló helyeinek, tranzíciónak és éleinek összáma.

Nem igaz, valós rendszerekre pont az ellenkezője a jellemző: a rendszer modelljének állapottere (az elérhetőségi gráf) jóval nagyobb méretű, mint maga a rendszer modellje.

(c) Az elérhetőségi gráf önmagában nem alkalmas egy véges állapotú rendszer deadlock-mentességének bizonyítására.

Nem igaz. Más kérdés, hogy az állapottérben való keresés általában exponenciális komplexitású, így nem mindig praktikus.

$\boxed{\text{(d)}}$ Egy rendszer elérhetőségi gráfja és fedési gráfja csak akkor nem azonos, ha a rendszer nem véges állapotú.

Igaz. Az állítás indirekt módon, a jegyzetben szereplő tételt ($R(M_0)$ akkor és csak akkor véges, ha ω nem jelenik meg a fedési gráfban címkeként) alkalmazva könnyen igazolható.

4. Mi igaz az *élőség* vizsgálatakor?

(a) Egy élő Petri háló **tetszőleges** kezdőállapotból elindítva deadlock-mentes.

Nem igaz. Mivel minden $M \in R(M_0)$ állapota visszatérő, így elérhetőségi gráfja erősen összekötött, azaz minden csomópontjában van legalább egy kimenő él. Tehát a fenti állítás igaz minden M állapotra. Azonban semmit sem mond egy $M' \notin R(M_0)$ állapotról.

(b) Ha egy tranzíció L_2 élő és L_3 élő, akkor L_4 élő is.

Nem igaz. Lásd lejjebb.

(c) Egy Petri háló L_2 élő, ha egy adott kezdőállapotból elindítva létezik L_2 élő tüzelése.

*Nem igaz. Egy Petri háló L_2 élő, ha **minden egyes** tüzelése L_2 élő.*

$\boxed{\text{(d)}}$ Ha egy Petri háló L_3 élő, akkor L_2 élő és L_1 élő is.

Igaz. Az L_4-től L_0-ig terjedő tulajdonságok tartalmazzák egymást.

5. *Jól formált Petri hálók* esetén **NEM IGAZ**, hogy

(a) azok színezettek, és a számosságot színekkel fejezik ki.

Igaz, tehát helytelen állítás.

(b) reguláris hálózatok esetén lehetővé teszik szimbolikus elérhetőségi gráfok megalkotását.

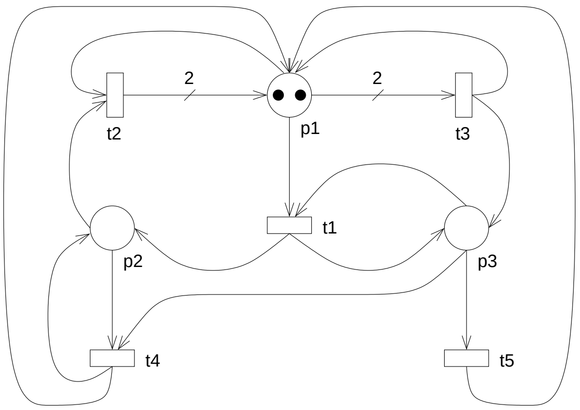
Igaz, tehát helytelen állítás.

$\boxed{\text{(c)}}$ az alapvető függvényeket tetszőleges módon kombinálhatjuk.

Nem igaz, tehát helyes állítás: a jól formált Petri hálók megközelítés alapgondolata az, hogy az alkalmazható színezést és tüzelési szabályokat a kezelhetőség érdekében korlátozza.

(d) tetszőleges szín esetén a hálózat működésének szimmetrikusan azonosnak kell lennie. *Igaz, tehát helytelen állítás.*

6. Adott az ábrán látható Petri háló és a hozzá tartozó $\mathbf{W}^{\mathrm{T}}$ szomszédossági mátrix. A helyekbe írt pontok a kezdeti token eloszlást mutatják. Minden él egységnyi súlyú, kivéve $w(p_1, t_3) = 2$ és $w(t_2, p_1) = 2$.



$$\mathbf{W}^{\mathrm{T}} = \left[\begin{array}{c|ccccc} & t_1 & t_2 & t_3 & t_4 & t_5 \\ p_1 & -1 & a & -1 & b & 1 \\ p_2 & c & -1 & 0 & 0 & 0 \\ p_3 & 0 & 0 & 1 & d & -1 \end{array}\right]$$

Milyen számokat kell a $\mathbf{W}^{\mathrm{T}}$ szomszédossági mátrixban a betűvel jelölt kitöltetlen helyekre írnunk?

(a) $a = 0,\ b = 1,\ c = -1,\ d = 1$

$\boxed{\text{(b)}}$ $a = 1,\ b = 1,\ c = 1,\ d = -1$

(c) $a = 1,\ b = -1,\ c = -1,\ d = 1$

(d) $a = 2,\ b = 1,\ c = 1,\ d = -1$

A helyes választ egyszerűen a tranzíciók kimenő és bemenő helyeihez kapcsolódó élek súlyának előjeles összegzésével számíthatjuk ki.

7. Melyek az előző feladat Petri hálójának minimális alapú T-invariánsai?

(a) $\langle t_3, t_1, t_5, t_2 \rangle$; $\langle t_1, t_4 \rangle$

(b) $\langle t_3, t_1, t_4, t_2, t_5 \rangle$

$\boxed{\text{(c)}}$ $\langle t_3, t_1, t_4, t_2 \rangle$; $\langle t_3, t_5 \rangle$

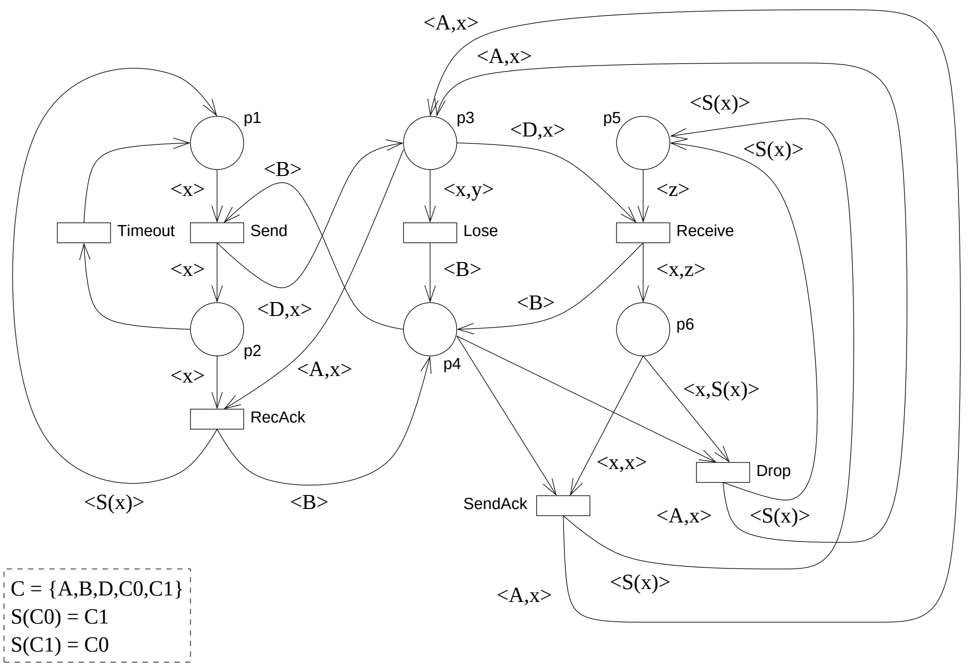
(d) $\langle t_3, t_1 \rangle$; $\langle t_4, t_2 \rangle$; $\langle t_3, t_5 \rangle$

A válasz pl. a szomszédossági mátrix megfelelő oszlopainak összegzésével ellenőrizhető. Az első válasz első tagja szintén T-invariáns, azonban a második tagja nem az. Hasonló a negyedik válasz. A második válasz nem T-invariáns.

8. Az alábbi színezett Petri háló az előadáson ismertetett *alternáló bit protokollt* modellezi.

- A protokollban egy küldő és egy fogadó folyamat kommunikál. A küldő folyamat az üzeneteket egybites címkével látja el. A címkét minden új üzenet küldésekor invertálja.
- A fogadó minden üzenetet a címke visszaküldésével nyugtáz.
- A küldő az üzenetek elvesztését időtúllépéssel figyeli.
- A csatorna veszteséges: mind a küldött adatokat, mind a nyugtákat tartalmazó üzenetek elveszhetnek (de tartalmuk nem változhat meg).
- A hibás fázisban kapott üzenetek (pl. a fogadó 0-ás bittel jelölt üzenetet vár, de 1-es bittel jelölt üzenetet kap) egyszerűen eldobásra kerülnek.

- A p_1, p_2 helyek a hozzájuk kapcsolódó átmenetekkel együtt a küldő folyamat, p_3, p_4 helyek a hozzájuk kapcsolódó átmenetekkel együtt a kommunikációs csatorna, és a p_5, p_6 helyek a hozzájuk kapcsolódó átmenetekkel együtt a fogadó folyamat működését modellezik.
- A nem jelölt élkifejezések egy darab, az adott bemeneti ill. kimeneti hely színkészletének megfelelő tokent szállítanak.
- Kezdeti állapotban a p_1 és p_5 helyen egy-egy $\langle C_0 \rangle$ színű token, a p_4 helyen egy $\langle B \rangle$ színű token van, a többi hely üres.
- A C_0, C_1 színek között az S *rákövetkezési reláció* teremt kapcsolatot az ábrán jelölt módon.



A feladat elolvasása és a színezett Petri háló modell megértése után jelöld meg az alábbi állítások közül azokat, amelyeket igaznak tartasz!

(a) A p_3 helyen levő $\langle D, x \rangle$ színű token azt jelenti, hogy a kommunikációs csatornában egy (0 vagy 1 bittel jelölt) elküldött adatcsomag tartózkodik.

Igaz. Ugyanígy a p_3 helyen levő $\langle A, x \rangle$ színű token azt jelenti, hogy a kommunikációs csatornában egy (0 vagy 1 bittel jelölt) nyugtázó üzenet van.

(b) A *Drop* átmenet azt az eseményt modellezi, amikor a kommunikációs csatornából elvész egy adatot vagy nyugtát tartalmazó üzenet.

Nem igaz. A Drop átmenet azt modellezi, ha a fogadó hibás fázisban kapott üzenetet és azt eldobja.

(c) A C_0, C_1 színek az üzenetekhez kapcsolt ellenőrző bitek értékét jelképezik.

Igaz, ez a szín a $\langle D, x \rangle$ és $\langle A, x \rangle$ színű tokenek második komponense.

(d) Létezik olyan token eloszlás, amelyben p_5 helyen egynél több token található.

Nem igaz. Az előadáson a színezetlen modell kapcsán már beláttuk, hogy a modell három állapotgép kompozíciójából áll elő, s mint ilyen, ***biztos*** *tulajdonságú.*

B. csoport

Jelöld meg az alábbi kérdésekhez felsorolt állítások közül azokat, amelyek helyes választ adnak a kérdésre! Figyelem: több állítás is helyes lehet a megadottak közül! (Minden kérdéshez tartozik legalább egy igaz állítás.)

1. Mi igaz a *P-invariánsra*?

   (a) Ha egy Petri hálóban van konzervatív komponens, akkor ebből még nem következik az, hogy létezik benne P-invariáns is.

   Nem igaz. Egy Petri háló (részlegesen) konzervatív, ha van benne P-invariáns.

   (b) Ha egy $\mathbf{W}^{\mathrm{T}}$ szomszédossági mátrixszal rendelkező Petri hálóban létezik olyan σ_{P} súlyvektor, hogy legalább egy token eloszlásra igaz a következő összefüggés: $\mathbf{W}^{\mathrm{T}}\sigma_{\mathrm{P}} = 0$ akkor a σ_{P} súlyvektort hely invariánsnak nevezzük.

   Nem igaz. ***Minden*** *a kezdőállapotból elérhető token eloszlásra teljesülnie kell a következő összefüggésnek: $\mathbf{W}\sigma_P = 0$ ahhoz, hogy a σ_P súlyvektort hely invariánsnak nevezhessük.*

   $\boxed{\text{(c)}}$ A P-invariáns segít annak ellenőrzésében, hogy a modellezett rendszerben levő folyamatok megfelelően kapcsolódnak-e az általuk használt erőforrásokhoz.

   Igaz. A P-invariáns azt mutatja meg, hogy a rendszerben levő erőforrások nem fogynak el a működés során, és így jól használható pl. hozzáférési protokollok helyességének bizonyításában.

   (d) Nem véges elérhetőségi gráffal rendelkező rendszerben csak akkor van P-invariáns, ha van ciklikus működésű komponense.

   Nem igaz. Ellenpéldaként lássuk az alábbi szomszédossági mátrixxal megadott rendszert:

$$\mathbf{W}^{\mathrm{T}} = \begin{bmatrix} & t_1 & t_2 & t_3 \\ p_1 & 1 & -1 & 0 \\ p_2 & 0 & 1 & -1 \\ p_3 & 0 & -1 & 1 \\ p_4 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

   Jól látható, hogy a rendszernek nincs T-invariánsa, nem is korlátos (forrástranzíciót tartalmaz, ezért p_4-ben folyamatosan nő a tokenek száma), de van P-invariánsa: $p_2 + p_3$.

2. Mi jellemző a *perzisztens* és *fair* tulajdonságokra?

   $\boxed{\text{(a)}}$ A perzisztencia arra jellemző, hogy az eredetileg párhuzamosnak szánt rendszerbeli működések nem zavarják-e egymást.

   Igaz. Mivel perzisztens hálóban az egyszerre engedélyezett tranzíciók tüzelése nem tilthatja le egymást, ezért a párhuzamos működések valóban függetlenek egymástól.

   $\boxed{\text{(b)}}$ Ha egy Petri háló korlátos fair tulajdonságú, akkor az általa modellezett rendszerben nem fordulhat elő "kiéheztetés", azaz minden konkurrens tevékenység véges időn belül végrehajtódik.

   Igaz, hiszen ha egy tranzíció tetszőleges párja B-fair, akkor véges tüzelési szekvencia után tüzelni fog, hiszen bármely más tranzíció csak véges számú alkalommal tüzelhet anélkül, hogy a kiválasztott tranzíció tüzelne.

   (c) Két párhuzamosan engedélyezett tranzíció B-fair relációban áll egymással, ha bármelyikük mindaddig engedélyezve marad, amíg tüzel.

   Nem igaz, ez a perzisztencia (pontatlan) definíciója.

(d) Egy perzisztens Petri hálóban nem fordulhat elő az, hogy két párhuzamosan engedélyezett tranzíció közül az egyik végtelen sokszor tüzeljen, mielőtt a másik tüzelne.

Nem igaz, ez a korlátos fair tulajdonságú Petri hálók jellemzője.

3. Hogyan jellemezhető az *elérhetőség*?

$\boxed{\text{(a)}}$ Az elérhetőségi analízis a Petri háló dinamikus tulajdonságainak vizsgálatát jelenti.

Igaz, lásd jegyzet.

(b) Ha egy Petri hálóban egy M_n token eloszlás elérhető az M_0 kezdőállapotból, akkor a háló által modellezett rendszer működése során legalább egyszer biztosan eljut a fenti token eloszlásnak megfelelő M_n állapotba.

Nem igaz, ez a Petri háló nemdeterminisztikus volta miatt nincs így.

$\boxed{\text{(c)}}$ Az elérhetőségi analízis megvalósítására a szélességi keresés célravezetőbb eszköz, mint a mélységi keresés.

Igaz, hiszen egy nem korlátos elérhetőségi gráfban a mélységi keresés nem feltétlenül terminál még akkor sem, ha a keresett csomópont elérhető a kezdőállapotból.

(d) Ha egy M_n token eloszlás elérhető az M_0 kezdőállapotból, akkor ebből következik, hogy az M_0 token eloszlás is elérhető az M_n állapotból.

Nem igaz, ez csak élő Petri hálók esetében mondható ki.

4. Egy Petri háló *fedési fájának analízise* alapján igaz, hogy

(a) Egy halott tranzíció végtelen fában megjelenhet cimkeként.

Nem igaz, egy halott tranzíció sem az elérhetőségi, sem a fedési gráfban nem jelenhet meg címkeként.

$\boxed{\text{(b)}}$ Egy háló akkor és csak akkor biztos, ha a fedési fa véges és csak 0 és 1 jelenik meg csomóponti cimkeként a fedési fában.

Igaz. Ha a háló biztos, akkor a fedési fa véges (fordítva nem igaz), és ha csak 0 és 1 jelenik meg csomóponti cimkeként a fedési fában, akkor a háló biztos.

$\boxed{\text{(c)}}$ Egy Petri háló korlátos, ha ω nem jelenik címkeként és a fedési fa véges.

Igaz. Ha ω nem jelenik címkeként, akkor az garantálja Petri háló korlátosságát és a fedési fa végességét is.

(d) Létezik olyan biztos, de nem korlátos Petri háló, melyre az élőségi probléma megoldható.

Nem igaz. Nem létezik biztos, de nem korlátos Petri háló.

5. *Predikátumok* modellezése invariánsokkal:

$\boxed{\text{(a)}}$ Ha egy negálatlan klózrendszer megoldható (kielégíthető) akkor Petri hálós modelljében egy T-invariánsnak megfelelő tüzelési szekvencia végrehajtható.

Igaz. A modell kialakítása úgy történt, hogy a klózrendszer megoldása egy olyan tüzelési szekvenciának feleljen meg, ami T-invariáns.

$\boxed{\text{(b)}}$ T-invariánsokkal tetszőleges, negálatlan elsőrendű logikai formulákból álló rendszert analizálhatunk.

Igaz, lásd jegyzet.

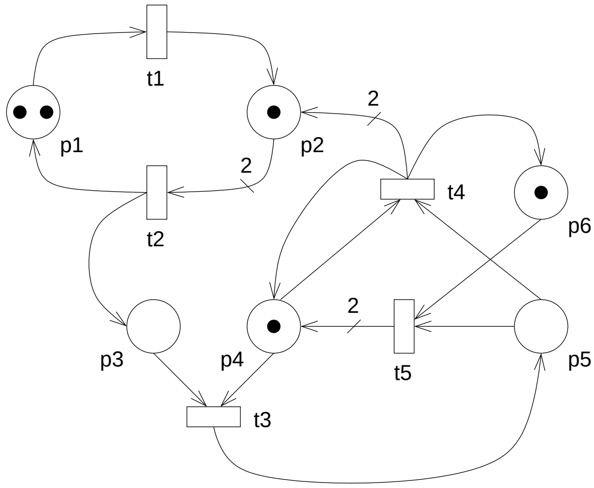
(c) Egy logikai program Petri hálós modelljében a P- és T-invariánsok megegyeznek.

Nem igaz, a P-invariánsokról semmit sem mondtunk ki.

(d) Murata algoritmusa negálásmentes klózok esetén T-invariánsokra, negált klózokat is tartalmazó logikai program esetén P-invariánsokra működik.

Nem igaz. Murata algoritmusának működési feltétele, hogy a klózrendszer negálatlan legyen.

6. Adott az ábrán látható Petri háló és a hozzá tartozó $\mathbf{W}^\mathrm{T}$ szomszédossági mátrix. A helyekbe írt pontok a kezdeti token eloszlást mutatják. Minden él egységnyi súlyú, kivéve $w(p_2, t_2) = 2$, $w(t_4, p_2) = 2$ és $w(t_5, p_4) = 2$.



$$\mathbf{W}^\mathrm{T} = \left[\begin{array}{cccccc} & t_1 & t_2 & t_3 & t_4 & t_5 \\ p_1 & -1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ p_2 & 1 & -2 & a & 2 & 0 \\ p_3 & 0 & b & -1 & 0 & 0 \\ p_4 & 0 & 0 & -1 & 0 & c \\ p_5 & 0 & 0 & 1 & d & -1 \\ p_6 & 0 & 0 & 0 & 1 & -1 \end{array}\right]$$

Milyen számokat kell a $\mathbf{W}^\mathrm{T}$ szomszédossági mátrixban a betűvel jelölt kitöltetlen helyekre írnunk?

(a) $a = 1,\ b = 0,\ c = 0,\ d = 1$

(b) $a = 0,\ b = -1,\ c = 2,\ d = 0$

(c) $a = -1,\ b = 1,\ c = 1,\ d = -1$

$\boxed{\text{(d)}}$ $a = 0,\ b = 1,\ c = 2,\ d = -1$

A helyes választ egyszerűen a tranzíciók kimenő és bemenő helyeihez kapcsolódó élek súlyának előjeles összegzésével számíthatjuk ki.

7. Melyek az előző feladat Petri hálójának minimális alapú P-invariánsai?

(a) $p_1 + p_2 + p_3;\ p_4 + 2p_5;\ p_5 + p_6$

$\boxed{\text{(b)}}$ $p_1 + p_2 + p_3 + p_4 + 2p_5;\ p_4 + p_5 + p_6$

(c) $p_1 + p_2 + p_3;\ p_4 + p_5 + p_6$

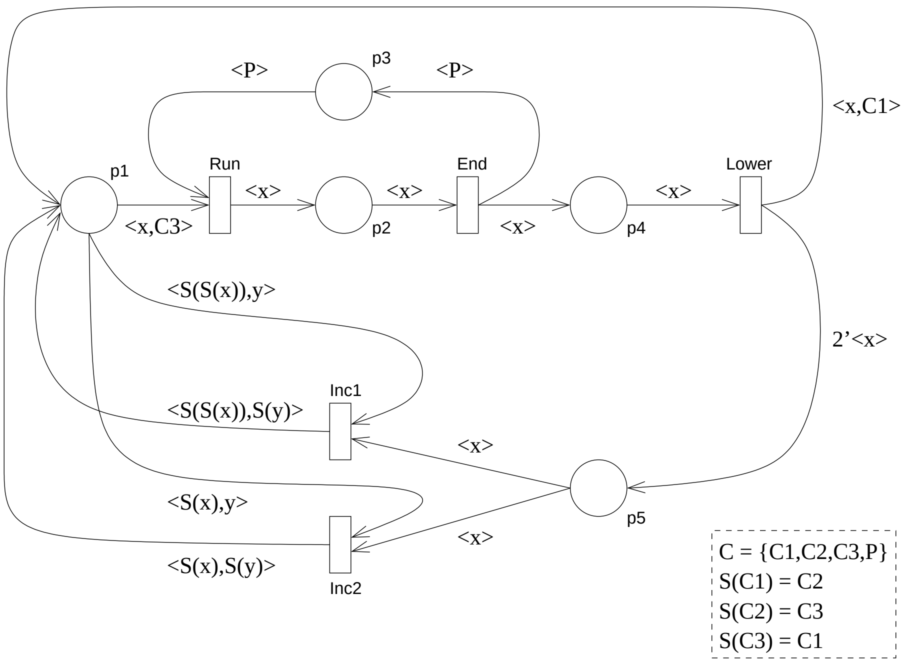
(d) $p_1 + p_2 + p_3 + 2p_4 + 3p_5 + p_6$

A válasz pl. a szomszédossági mátrix megfelelő sorainak súlyozott összegzésével ellenőrizhető. Az harmadik válasz második tagja szintén P-invariáns, azonban az első tagja nem az. Az első és negyedik válasz második válasz nem tartalmaz P-invariánst.

8. Az alábbi színezett Petri háló három perifériát modellez, amelyek körforgó prioritás szerint férnek hozzá egy processzorhoz.

- A három periféria közül mindig a legmagasabb prioritású kaphat hozzáférési jogot a processzorhoz.
- A használat után a feladatát befejezett periféria a legalacsonyabb prioritási szintre kerül, miközben a másik két periféria az addiginál eggyel magasabb prioritást kap.
- Egyszerre csak egy periféria használhatja a processzort.

- A kezdőállapotban a p_1 helyen három token van: $\langle C_1, C_1\rangle$, $\langle C_2, C_2\rangle$ és $\langle C_3, C_3\rangle$; a p_3 helyen egy $\langle P\rangle$ színű token van, a többi hely üres.
- A C_1, C_2, C_3 színek között az S *rákövetkezési reláció* teremt kapcsolatot az ábrán jelölt módon.



A feladat elolvasása és a színezett Petri háló modell megértése után jelöld meg az alábbi állítások közül azokat, amelyeket igaznak tartasz!

$\boxed{\text{(a)}}$ A p_1 hely $\langle x, y\rangle$ formájú kompozit színkészletének x-el jelölt első tagja a perifériákat azonosítja, y-al jelölt második tagja a perifériákhoz rendelt aktuális prioritást jelöli.
Igaz. Ha már erre rájöttünk, akkor a modell működésének megértése egyszerű.

(b) Az *Inc1* átmenet a feladatát befejezett periféria prioritási szintjének csökkentését végzi.
Nem igaz, azt a Lower *átmenet végzi. Az* Inc2 *átmenet a két inaktív periféria közül a nagyobbik prioritási szintű periféria prioritását növeli eggyel.*

$\boxed{\text{(c)}}$ Az *Inc2* átmenet a két inaktív periféria közül a kisebbik prioritási szintű periféria prioritását növeli eggyel.
Igaz, mert az $\langle x\rangle$ token az éppen működését befejezett (azaz korábban a legmagasabb prioritású) perifériát jelöli, az őt sorrend szerint követő periféria pedig az inicializálásnak megfelelően a legkisebb prioritású.

$\boxed{\text{(d)}}$ Az *Inc1* és *Inc2* átmenetek alkalmas élkifejezések használatával összevonhatók egyetlen átmenetté.
Igaz. Egyszerűen két $\langle x\rangle$ tokent kell elvenni a p_5 bemeneti helyről, egy $\langle S(x), y\rangle$ és egy $\langle S(S(x)), y\rangle$ tokent kell elvenni a p_1 bemeneti helyről, majd egy $\langle S(x), S(y)\rangle$ és egy $\langle S(S(x)), S(y)\rangle$ tokent visszatenni a p_1 kimeneti helyre.