Modellezés UPPAAL-ban

Házi feladat minta és megoldása

dr. Bartha Tamás

BME Méréstechnika és Információs Rendszerek Tanszék

Tartalom

- Az előadás egy „tipikus” félévközi házi feladat megoldásának módját és menetét mutatja be.
- Ezen felül demonstrál néhány hasznos UPPAAL modellezési fogást:
  - véletlen érték generálása és felhasználása
  - atomi műveletek modellezése
  - szinkron kommunikáció modellezése
    - globális osztott változó használatával
    - dedikált csatornatömbök alkalmazásával
  - állapottér csökkentése ideiglenes változók törlésével
  - adatstruktúrák és függvények használata
  - temporális kifejezések írása modellellenőrzéshez

Bemelegítés

Egy egyszerű feladat megoldásával

Bemelegítő feladat

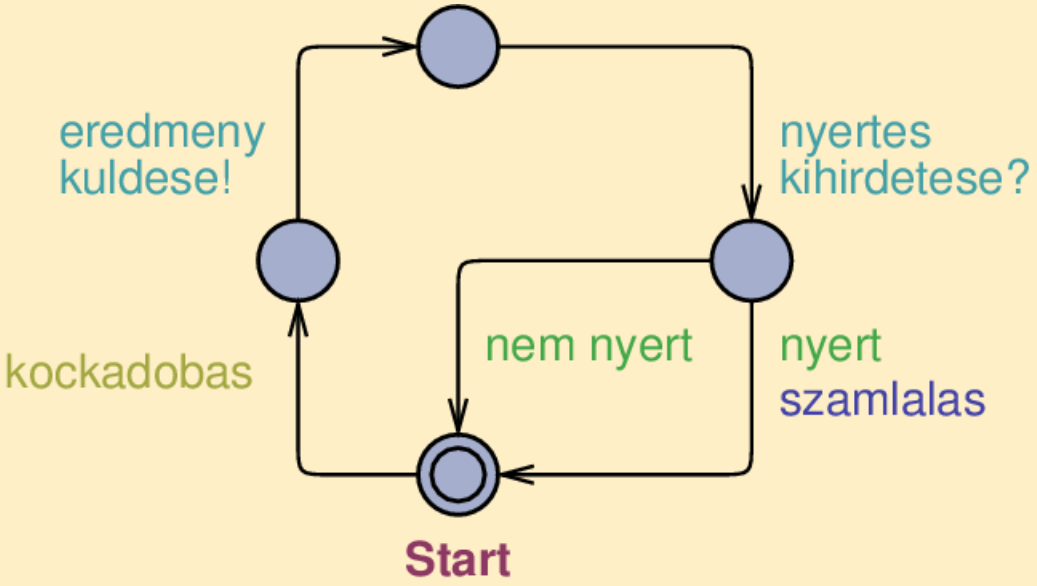
A feladat

- Kockadobálós játék
  - *n* játékos, 1 bíró
  - minden játékos egy kockával egyszer dob
  - közlik az eredményt a bíróval
  - a bíró
    - feljegyzi az eredményeket
    - megkeresi a legnagyobbat
    - kihirdeti a nyertest
  - a játékosok számlálják a nyeréseket

Mit kell megoldanunk?

- Véletlen érték generálása
- Kommunikáció
  - értékek „továbbítása”
  - „broadcast” kommunikáció
  - csatornatömbök kezelése
  - Update szekciók sorrendje
- Adatszerkezetek
- Függvények
- Konkurencia és időzítés
- Modell ellenőrzés

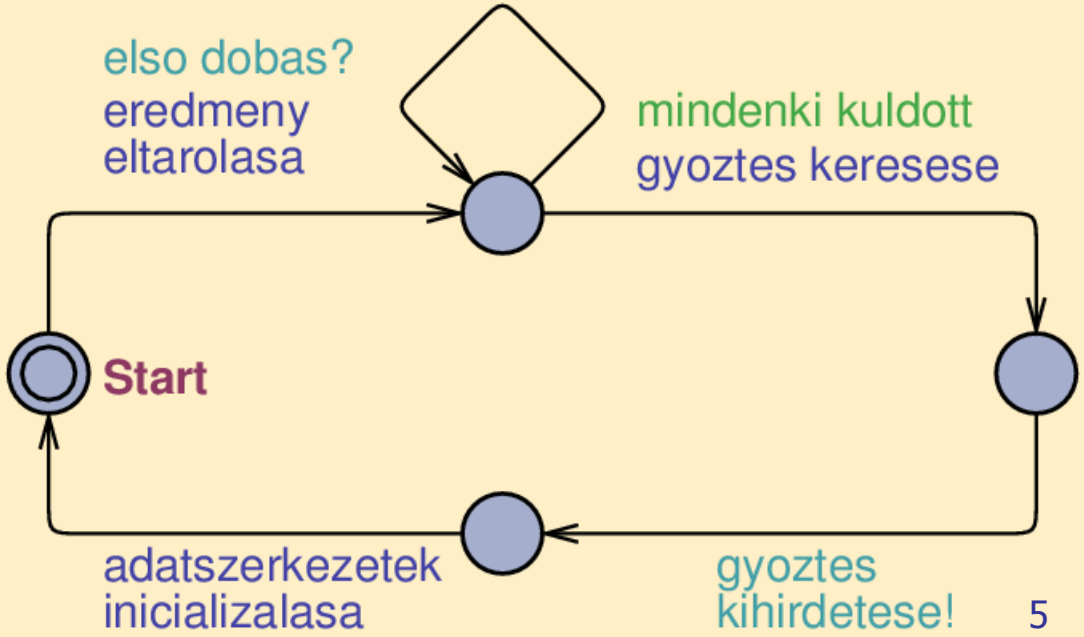
Megoldás alapgondolata



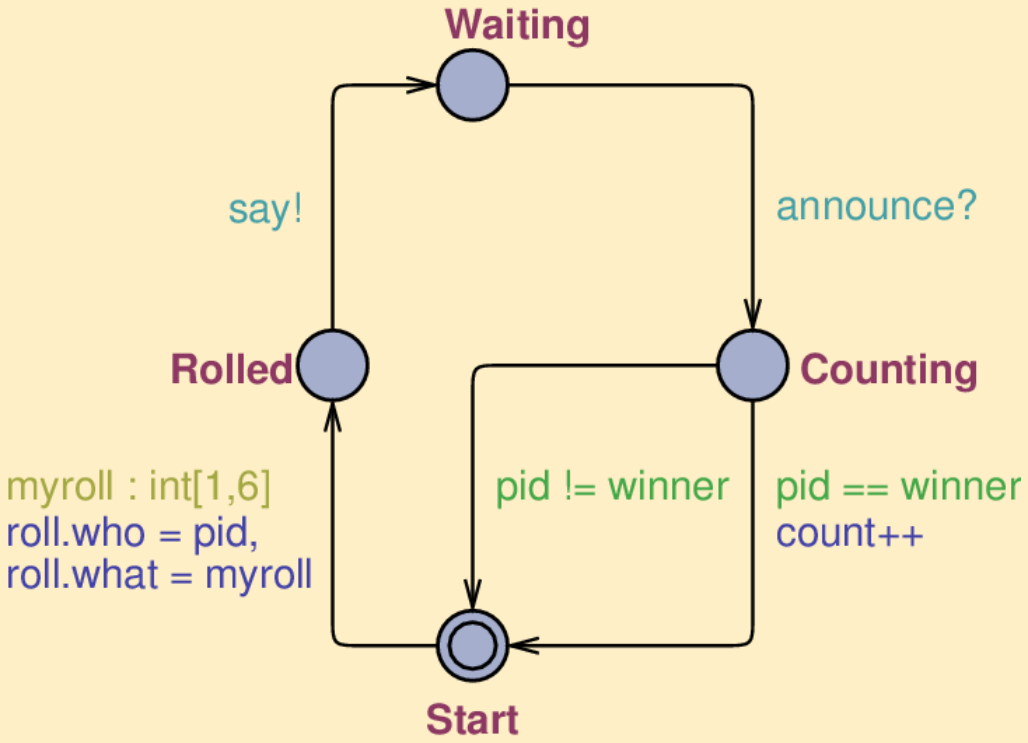
Játékos

Bíró

amig mindenki el nem kuldi:
kovetkezo dobas?
eredmeny eltarolasa



Megoldás: a rendszer és a játékos



Játékos:

```
Player(id_t pid)

int[0,wins] count = 0;
clock x;
```

Rendszer:

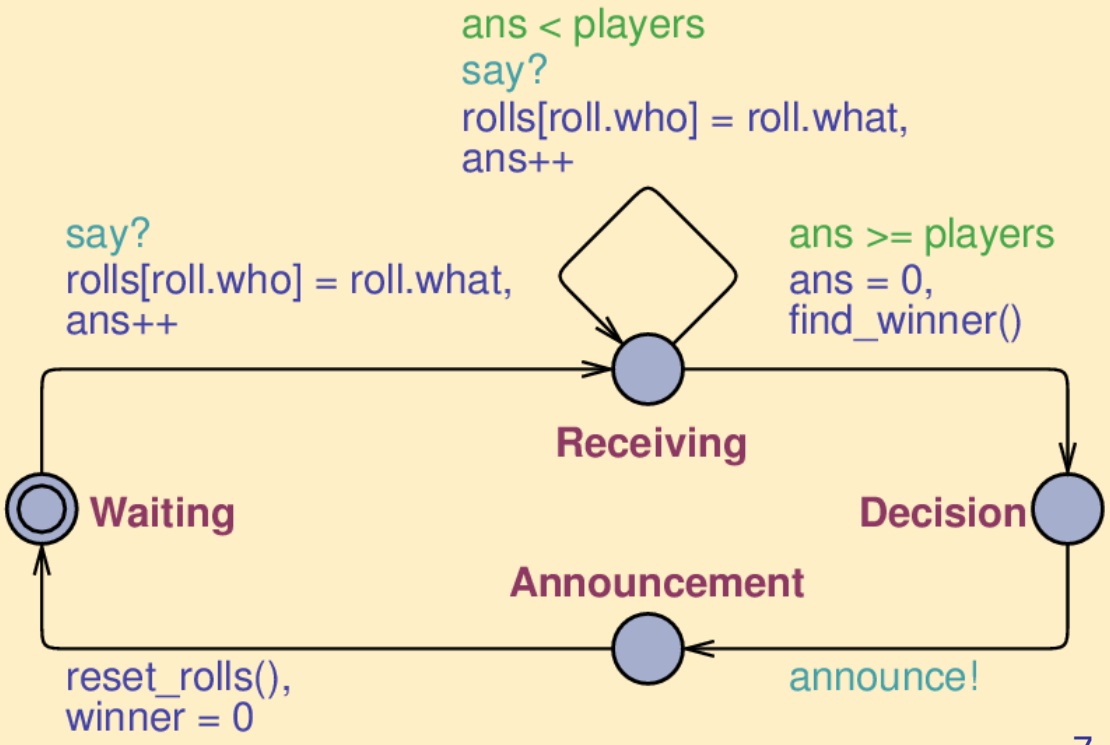
```
system Player, Referee;

const int players = 3;
const int wins = 10;

typedef int[0,players-1] id_t;
typedef int[0,6] dice_t;
struct {
  id_t who;
  dice_t what;
} roll;

id_t winner;
chan say;
broadcast chan announce;
```

Megoldás: bíró

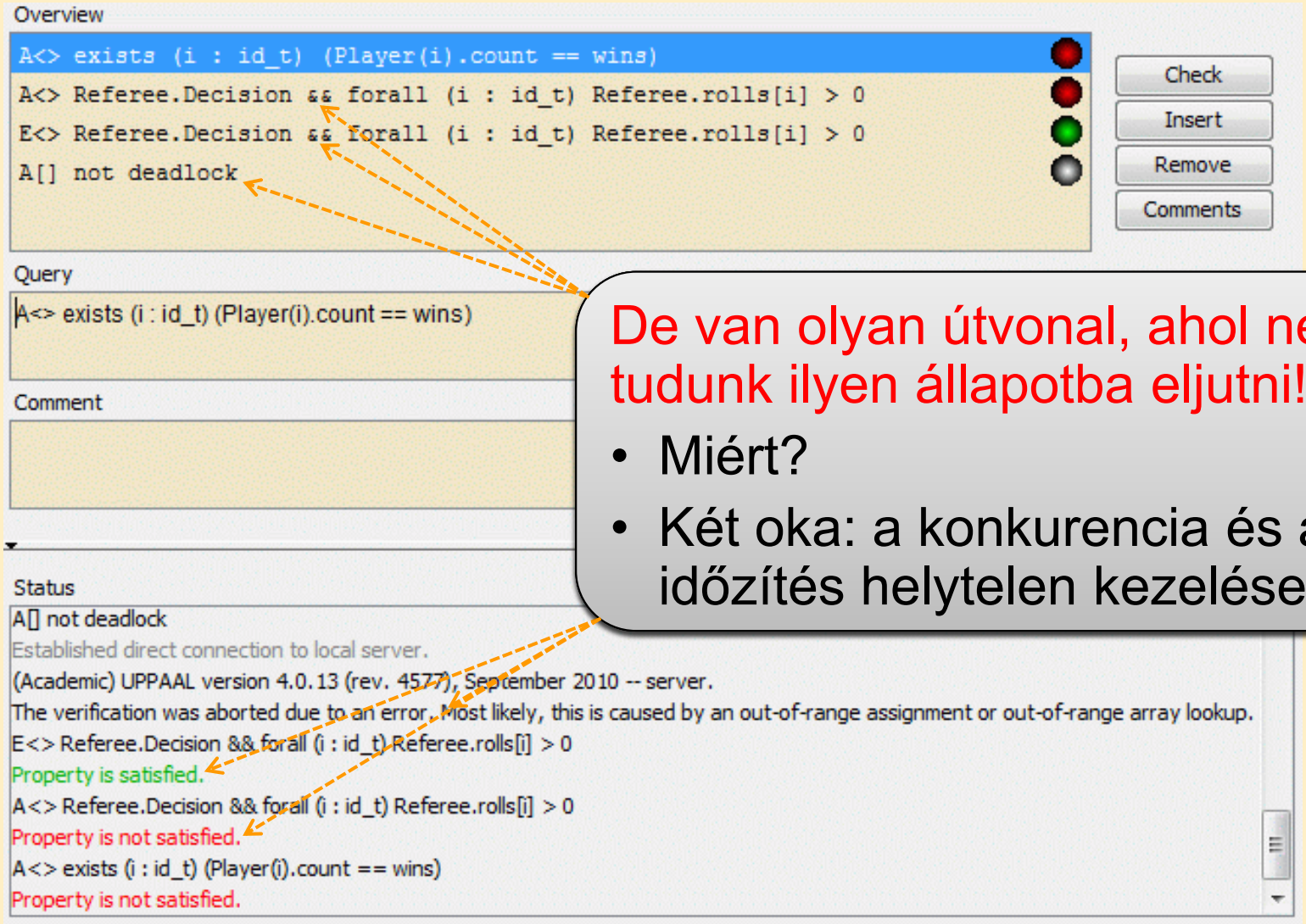
Bíró:

```
int [0,players] ans = 0;
dice_t rolls[id_t];
dice_t best = 0;

clock x;

void find_winner() {
  int[0,players] i;

  for (i = 0; i < players; i++) {
    if (rolls[i] > best) {
      best = rolls[i];
      winner = i;
    }
  }
  best = 0;
}
```

```
void reset_rolls() {
  int[0,players] i;

  for (i = 0; i < players; i++) rolls[i] = 0;
}
```



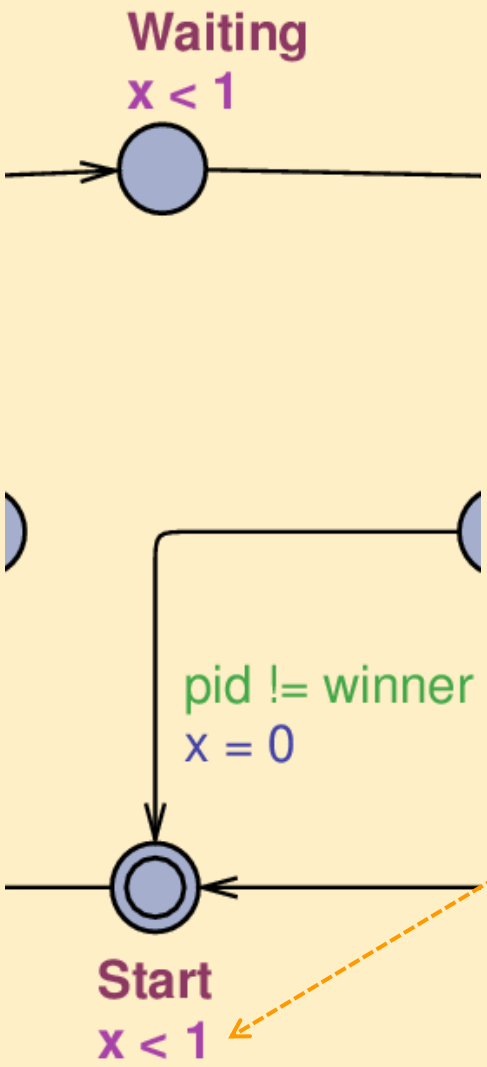
Ellenőrizzük a működést!



De van olyan útvonal, ahol nem tudunk ilyen állapotba eljutni!

- Miért?
- Két oka: a konkurencia és az időzítés helytelen kezelése!

Időzítés helytelen kezelése? Mi a baj?

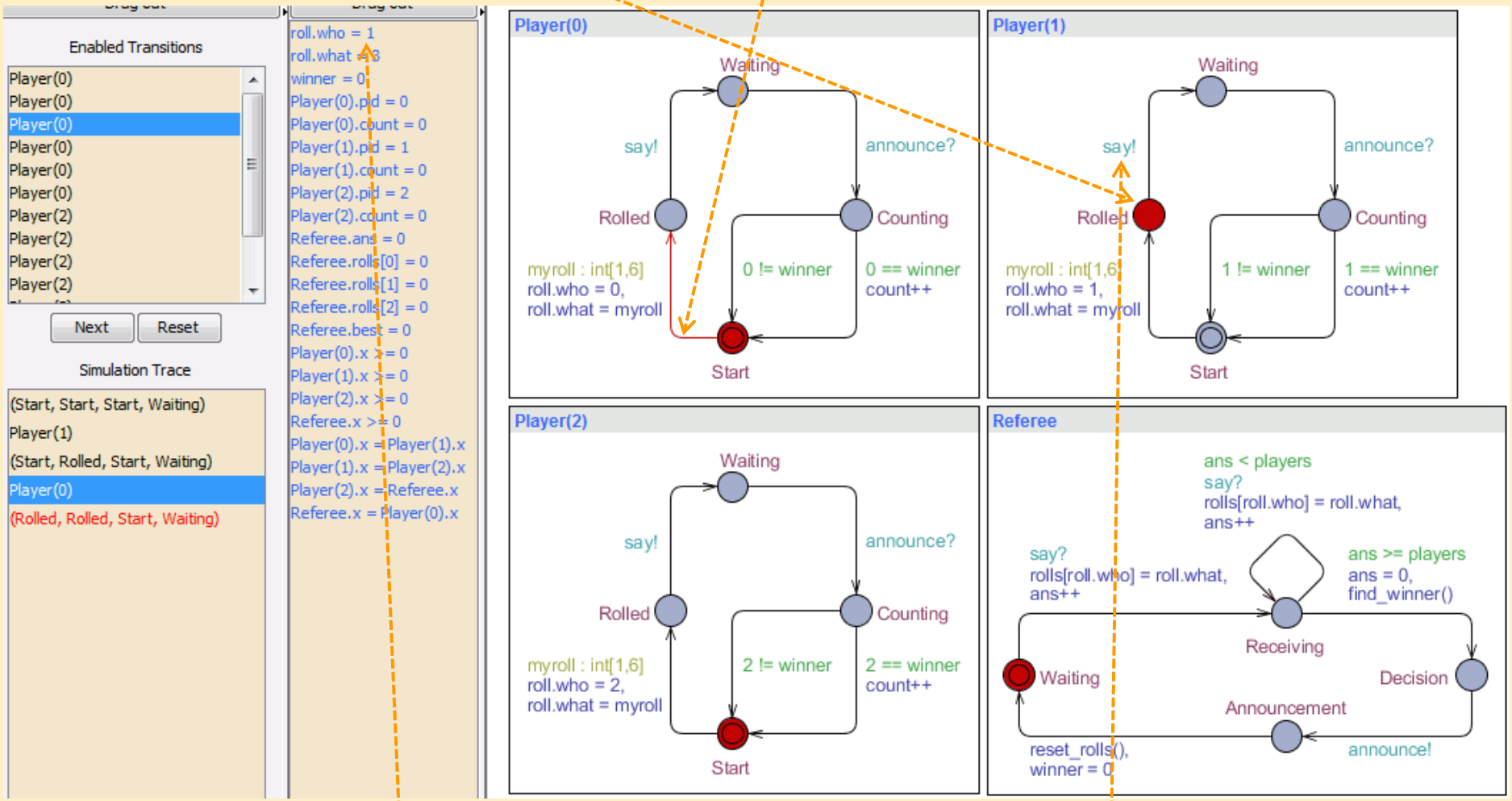


- Ha az összes lehetséges lefutást vizsgáljuk (pl. A<>), akkor az UPPAAL figyelembe veszi azt a lehetőséget is, hogy egy állapotot sosem hagyunk el
- Megoldás:
  - óraváltozó bevezetése
    - invariáns előírása
    - legfeljebb 1 időegységig tartózkodhatunk az adott állapotban
    - gondoskodjunk az óraváltozó inicializálásáról!

Konkurencia helytelen kezelése? Mi a baj?

2. játékos kockával dob

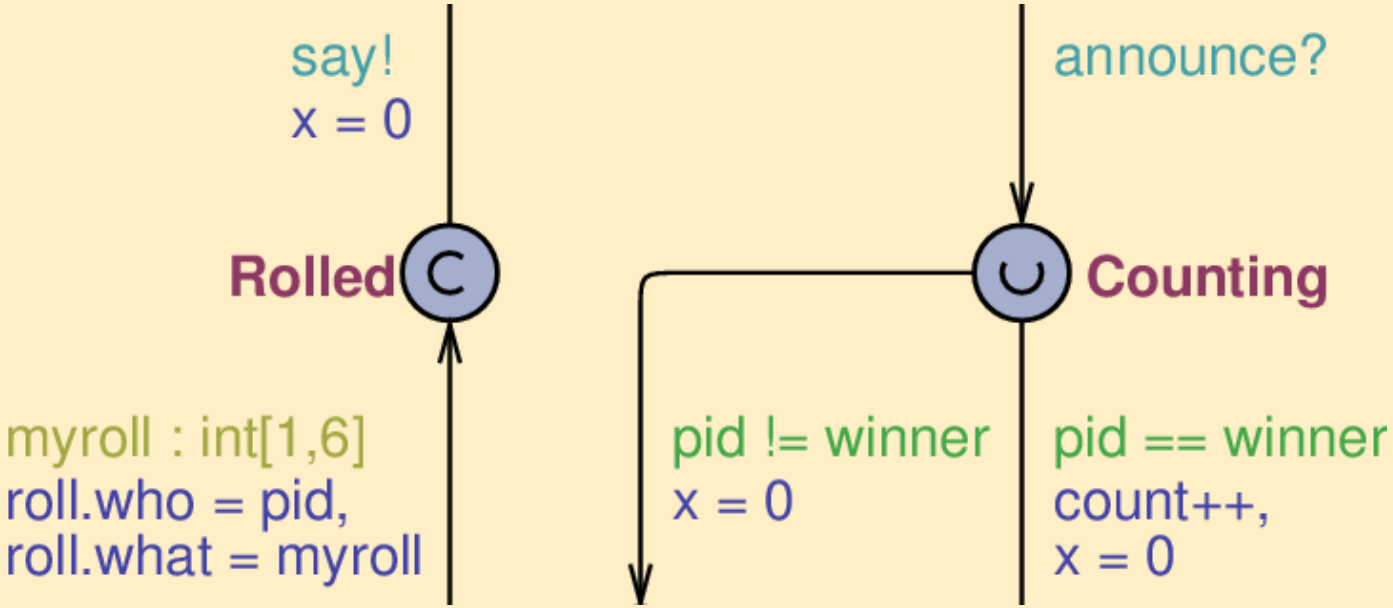
1. játékos kockával dob



1. játékos felülírja a megosztott változót

2. játékos hibásan „küldi el”

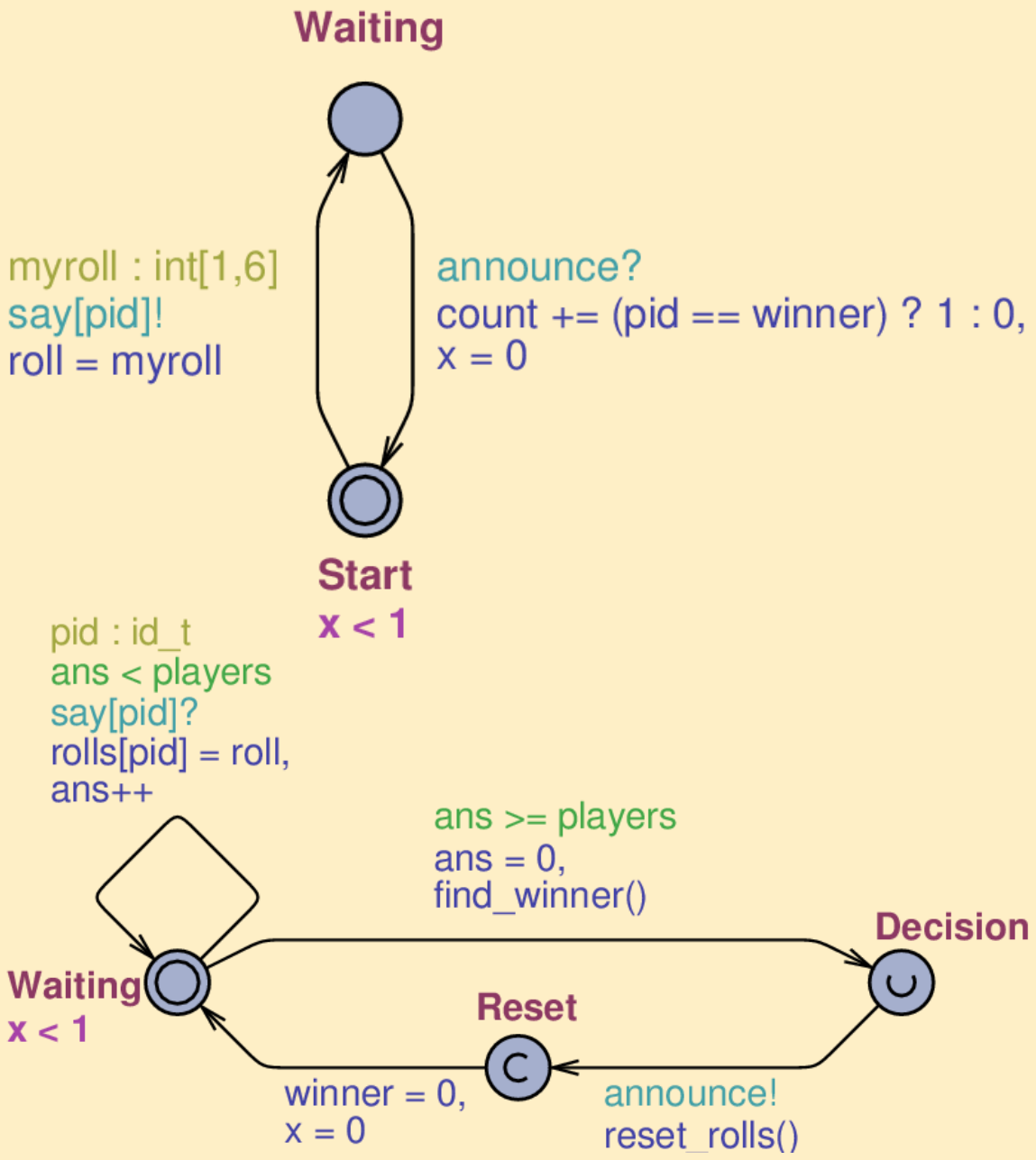
Nem kívánt konkurencia kiküszöbölése



- A probléma az, hogy a Waiting és Rolled állapotok konkurensek, a tüzelések nemdeterminisztikusak
- Megoldás:
  - konkurencia megszüntetése: „committed” állapot bevezetése
    - a „committed” állapotból azonnal tovább kell lépnünk

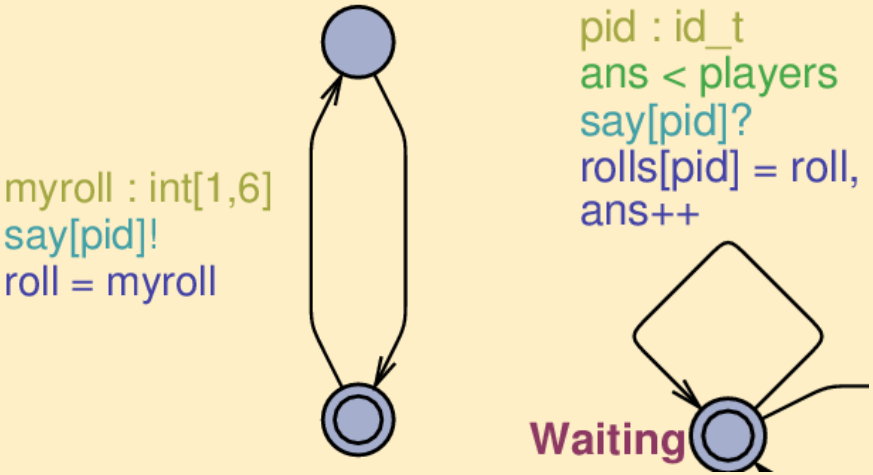
További egyszerűsítési lehetőségek

- Csatornatömbök használata
- „?” operátor alkalmazása
- Válaszok gyűjtése egy állapotban
- Iterátorok alkalmazása
- Reset állapot elhagyása



Speciális lehetőségek

- Csatornatömbök használata
  - A fogadó folyamat egy Select konstrukcióval „egyszerre” az összes csatornát figyeli
  - A csatorna azonosító felhasználható az Update szekcióban!



- Iterátorok alkalmazása

```
void reset_rolls() {
  for (i : id_t) rolls[i] = 0;
}

void find_winner() {
  for (i : id_t) {
    if (rolls[i] > best) {
      best = rolls[i];
      winner = i;
    }
  }
  best = 0;
}
```

További modellezési tippek, jó tanácsok

- Az élek esetén a szekciók kiértékelési sorrendje:
  Select » Sync » Guard » Update
  - Szinkronizáló élek esetén a küldő Update-ja a fogadóé előtt fut le!
  - Nem tesztelhetünk szinkronizáló él által beállított globális változót
  - Nem „védhetünk meg” Guard-dal egy Sync-ben levő változót!
- A függvények működésének ellenőrzése nehézkes. Nincs lehetőség nyomkövetésre. Próbáljunk lépésenként haladni!
- Az „eventually” A<> q tulajdonság használata esetén óra változókat kell használnunk a triviális ellenpélda kizárására.
  - Emlékezzünk a „leads to” p --> q szemantikájára: A[] (p imply A<> q)
- Ne felejtsük el az óra változókat a megfelelően inicializálni!
- A csatorna-, vagy automataszintű prioritások használata esetén UPPAAL modellellenőrzője nem tudja a holtpontot kezelni. Ezek a modellezési elemek lehetőleg kerülendők.

A feladat megoldása

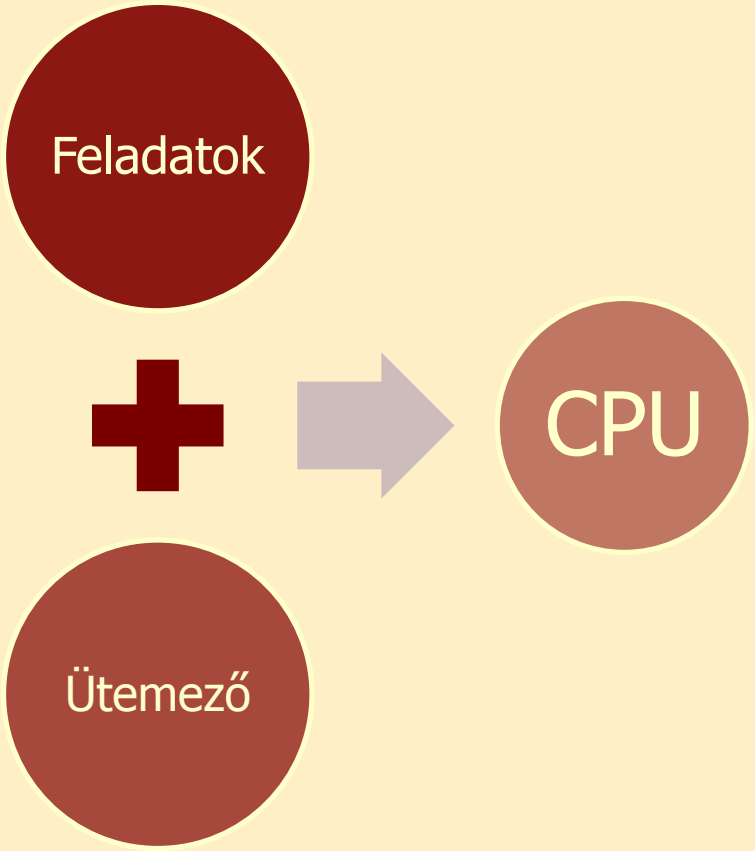
Az eddig tanultak alkalmazásával

A „házi feladat”

- Egy egyszerű operációs rendszer feladatainak és futtatási szálainak kezelését kell modellezni
  - Periodikus feladatvégrehajtás, kötött idejű intervallumok
  - Intervallum elején a feladatok véletlen választással döntenek a futási igényről
  - Minden feladat adott processzorigénnyel rendelkezik
  - Véges számú futtatási szál, egy feladathoz egy szál
  - Intervallum végén a feladatokat leállítják, egy futási periódus lezárul, az op. rendszer „alaphelyzetbe” kerül
  - A folyamat innentől elölről kezdődik

A rendszert három fő komponens alkotja

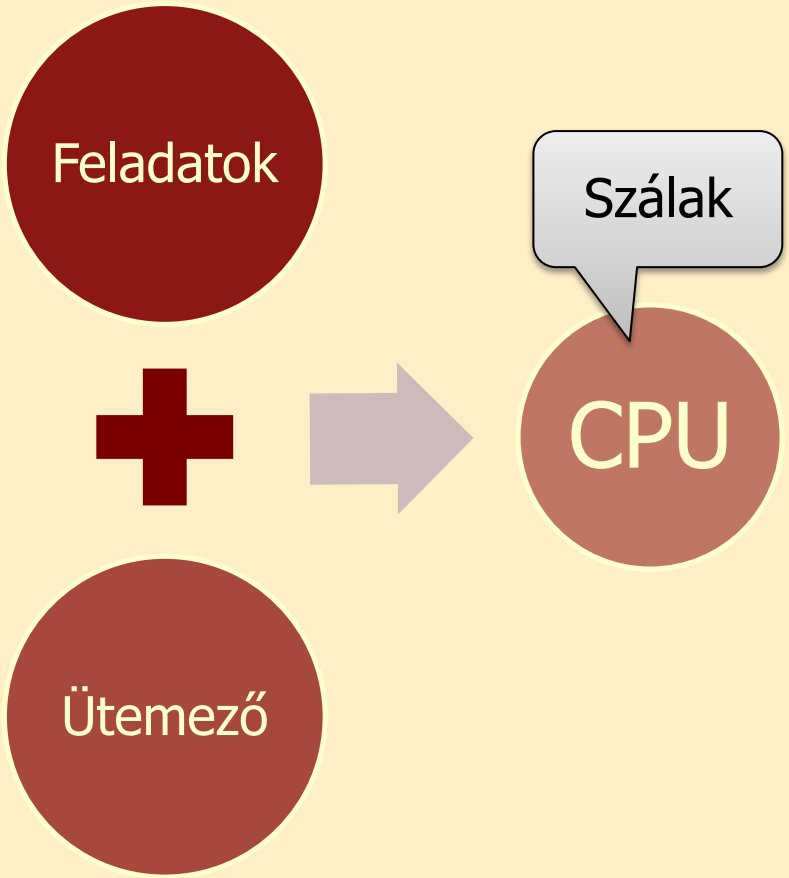
- Feladatok
  - Affinitás: ekkora valószínűséggel „kíván futni” az adott feladat
  - Igény: az adott feladat (10*Igény) százaléknyi processzorterhelést igényel
  - Prioritás: a feladatok adott számú prioritási szinttel rendelkeznek



- csak ≤ 100% lehet a kiválasztott feladatok igényelte összes processzorterhelés
- az igények szabta korláton belül a feladatokat prioritási sorrend szerint kell kiválasztani

A rendszert három fő komponens alkotja

- Ütemező
  - kiválasztja a „futásra jelentkező” feladatok közül a futókat
  - adott számú futtatási szál van
  - minden feladatot adott szálhoz
  - max. annyi futó feladat lehet, ahány szál van
- CPU
  - erőforrás, a feladatok futtatásához szükséges
  - két állapota van: aktív és inaktív
  - aktív állapotában futhatnak a feladatok
  - aktív állapot közben érkezhet megszakítás, ami preemptív

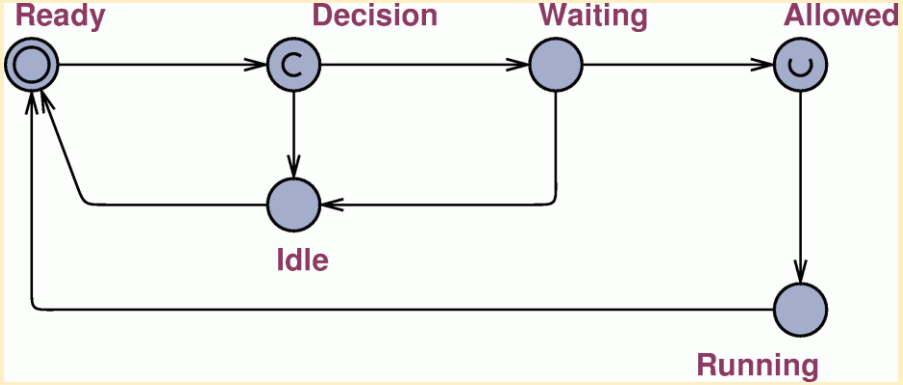


A rendszer alapvető működése

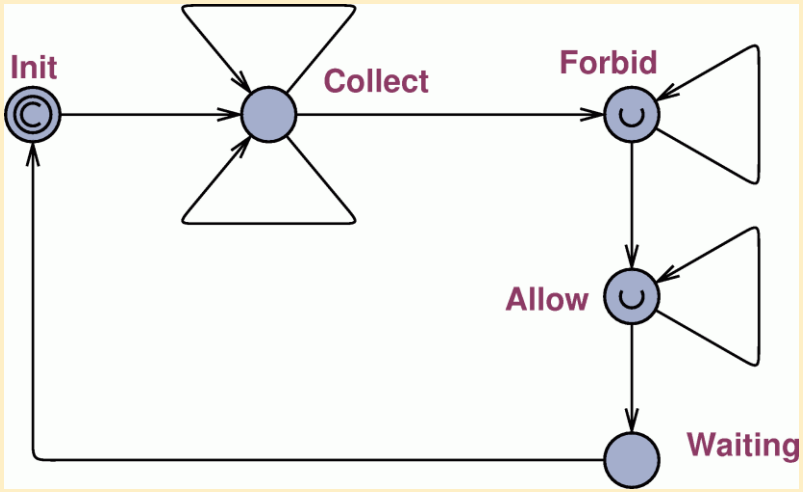
- A feladatok
  - az alapállapotból kilépve egy 0 és 10 közötti *p* véletlen számot sorsolnak
  - ezt hasonlítják össze az Affinitás paraméterükkel, ha *p* ≥ Affinitás, akkor futásra jelentkeznek, ha kisebb, akkor lemondanak a futásról és inaktívvá válnak
- Az ütemező
  - regisztrálja a futásra jelentkezéseket és lemondásokat
  - feldolgozza a jelentkezéseket: a korlátok betartása mellett prioritási szintben és az igényelt terhelés szerint is lefele haladva sorrendezi a feladatokat
  - a futásra kiválasztott feladatokat szálakhoz rendeli és ezt egy globális adatstruktúrában adminisztrálja

Kezdjünk el modellezni!

- Feladat
  - Ready: kezdőállapot
  - Decision: futási igényről dönt
  - Idle: lemondott és inaktív
  - Allowed: futásra kiválasztva
  - Running: fut

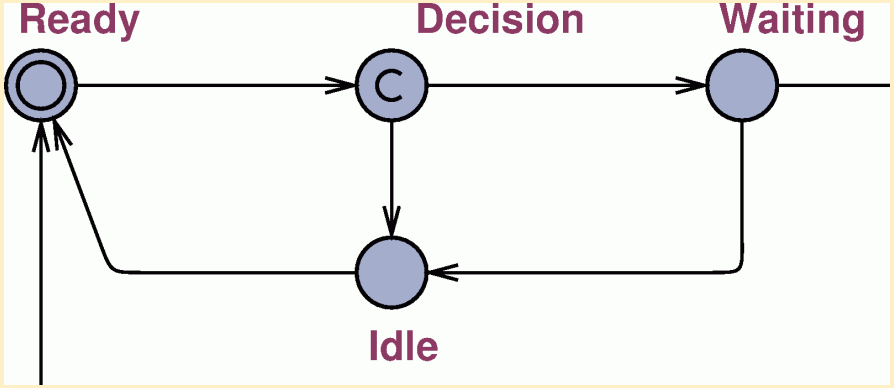


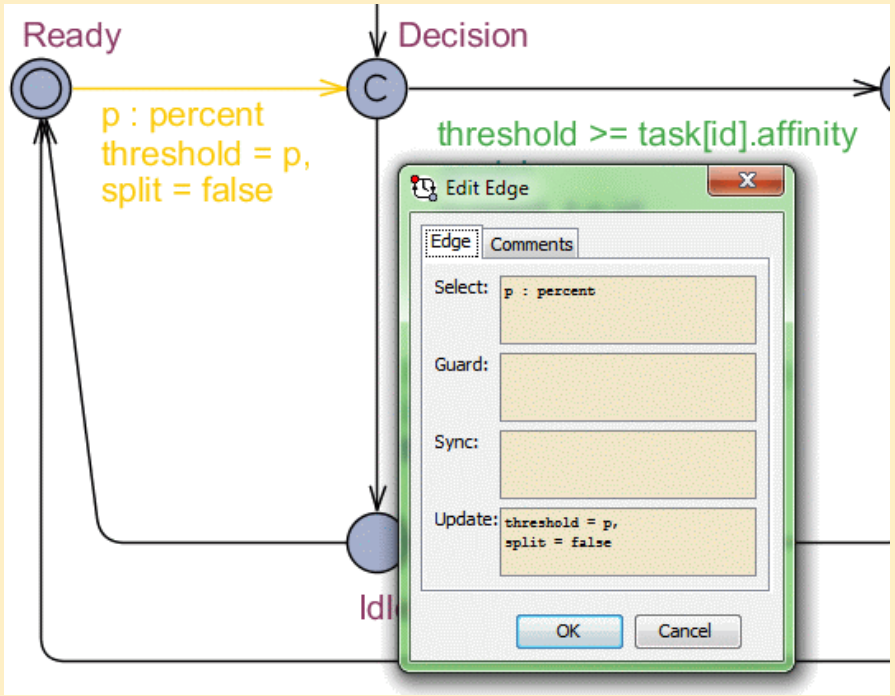
- Ütemező
  - Init: kezdőállapot
  - Collect: futásra jelentkezések és lemondások összegyűjtése
  - Forbid: értesíti a visszautasított feladatokat
  - Allow: értesíti a kiválasztott feladatokat
  - Waiting: periódus végére vár



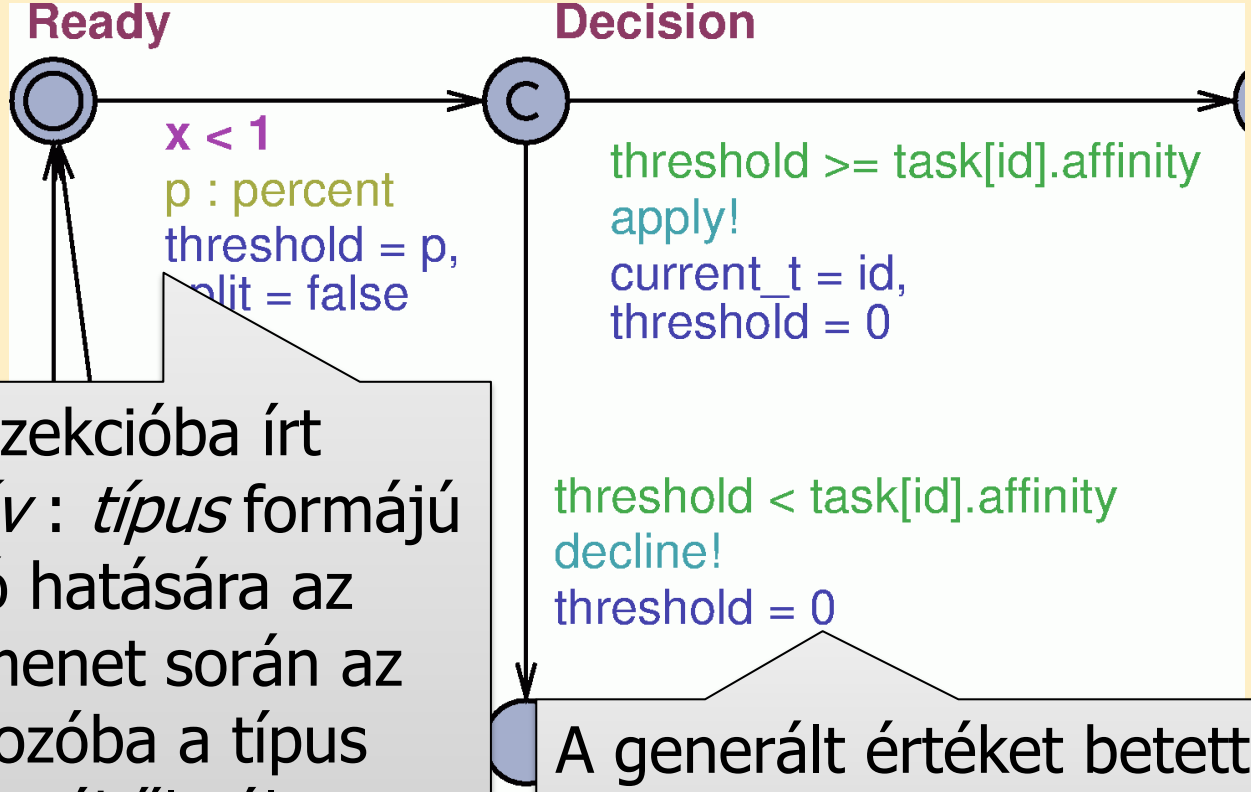
Első probléma: véletlen választás modellezése

- Egyszerű megoldás
  - Működik? Igen, mert az UPPAAL az engedélyezett állapotátmenetek közül véletlenszerűen választ
  - Megfelelő? Nem, mert a valószínűségnek arányosnak kellene lennie az Affinitással
- Helyes megoldás
  - Véletlen érték generálása az UPPAAL Select konstrukciójával





Véletlen választás modellezése



A Select szekcióba írt *változónév* : *típus* formájú deklaráció hatására az állapotátmenet során az adott változóba a típus értékkészletéből választott véletlen érték kerül.

Ez csak az adott állapotátmenet többi szekciójában használható!

A generált értéket betettük egy lokális változóba, így a következő lépésben össze tudjuk hasonlítani.

A Committed állapot célja, hogy a két egymást követő lépést ne lehessen megszakítani.

Deklarációk

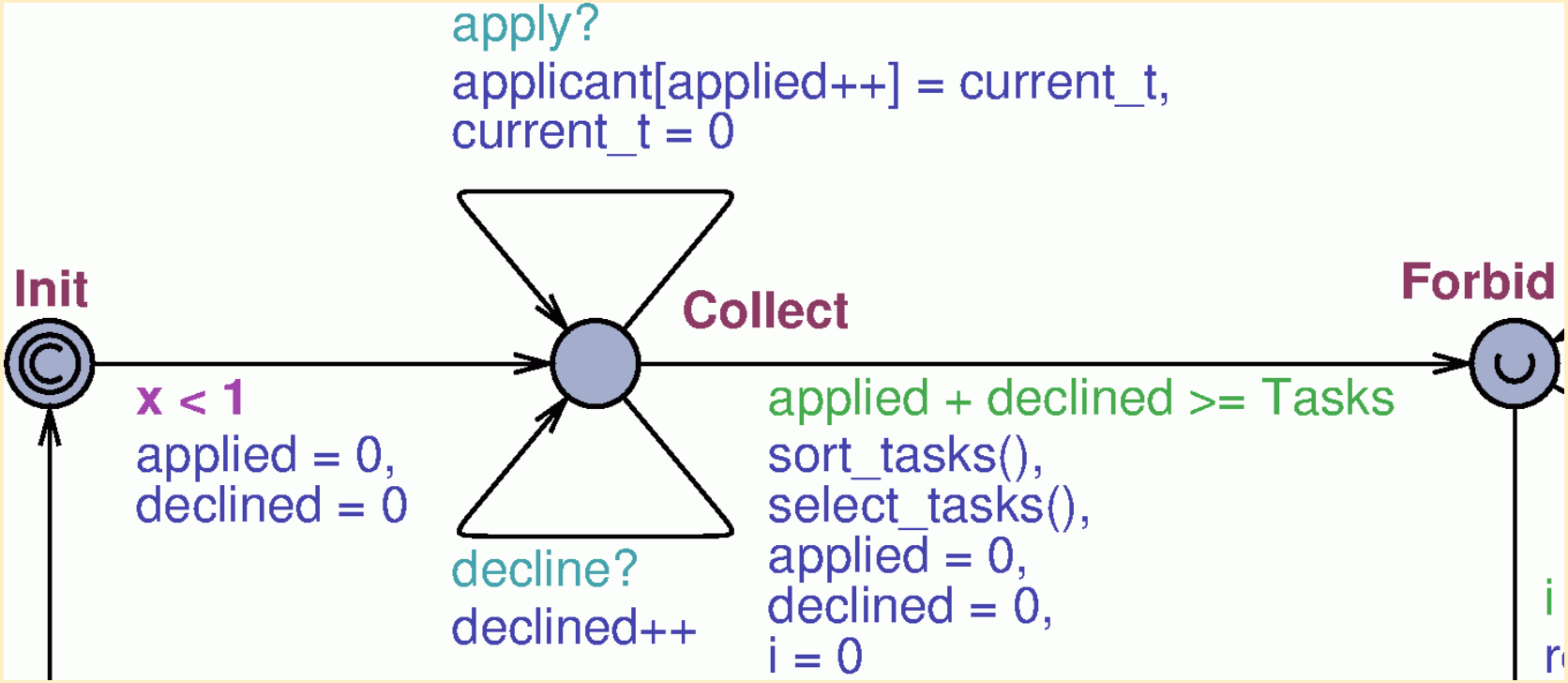
Globális

```
typedef int[0,10] percent;

const int Levels = 3;
typedef int[0,Levels-1] p_level;

const int Tasks = 5;
typedef int[0,Tasks-1] t_id;
t_id current_t;

typedef struct {
  percent affinity;
  percent demand;
  p_level pri;
} task_t;

// affinity, demand, priority
const task_t task[Tasks] = {
…,
};
```

Lokális (Task)


```
clock x;
meta bool split = false;
percent threshold;
```

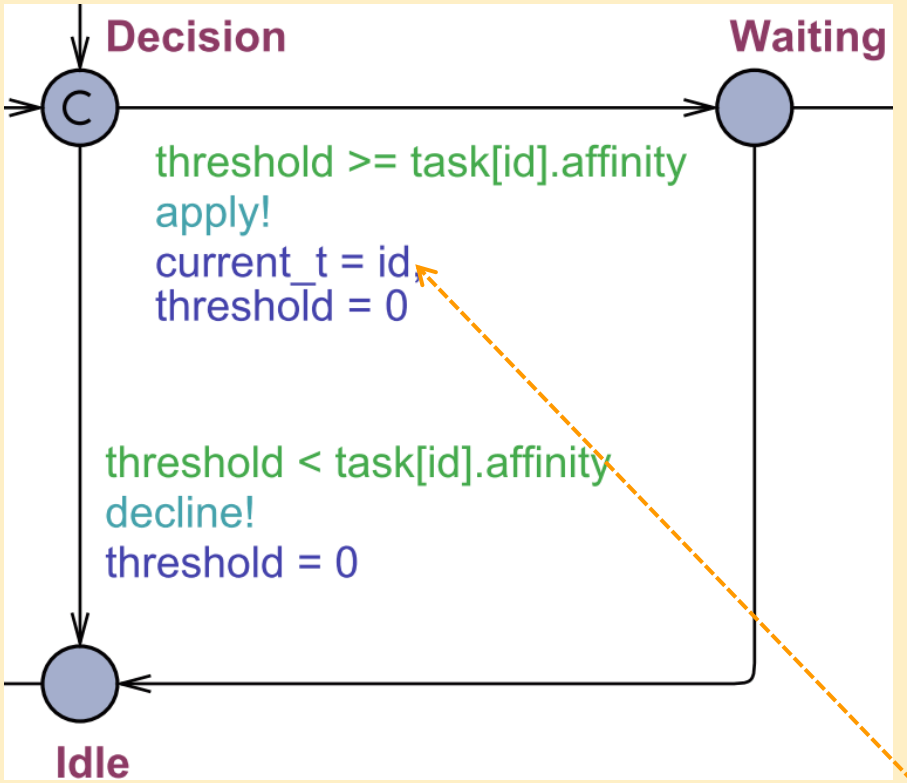
Hogyan működik a jelentkezések összeszámolása?



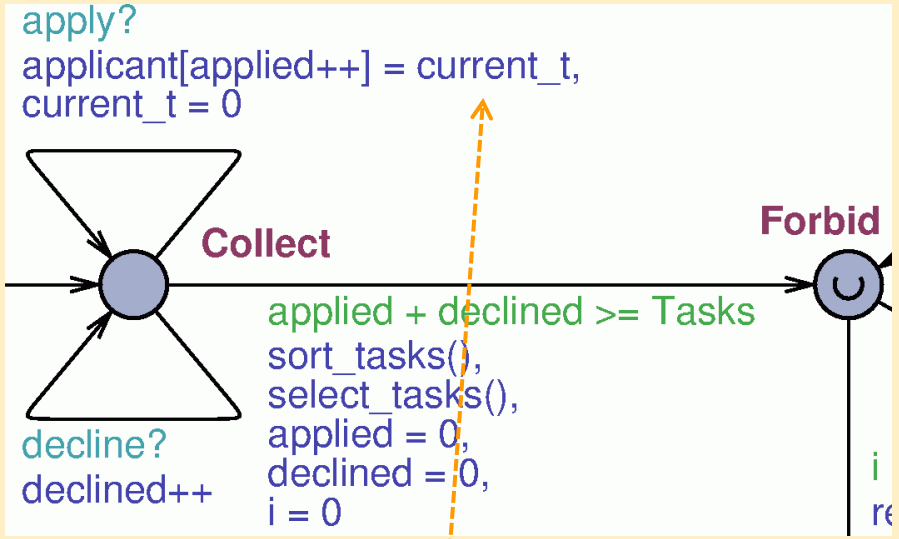
- Addig maradunk a Collect állapotban, amíg minden feladat vagy futásra jelentkezett, vagy a futásról lemondott
- A futásra jelentkezőket megjegyezzük egy lokális tömbben
- A Forbid állapotba lépéskor végrehajtott sort_tasks(), select_tasks() függvények végzik a feladatok kiválasztását

Jelentkezések és lemondások gyűjtése

Feladat



Ütemező

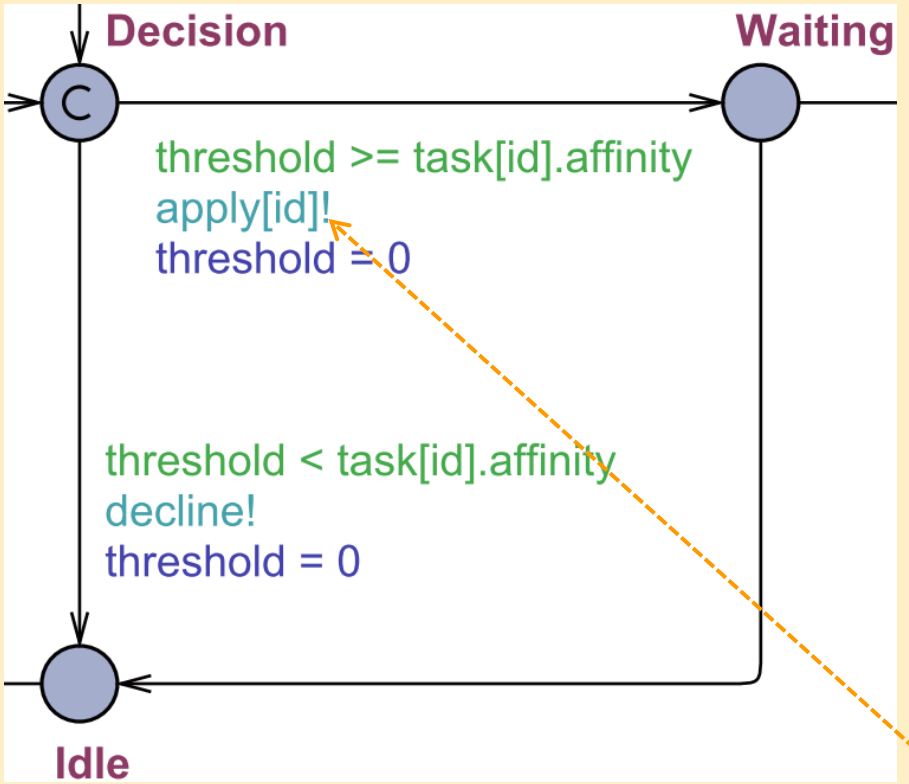


Szinkron kommunikáció modellezése globális változó segítségével.

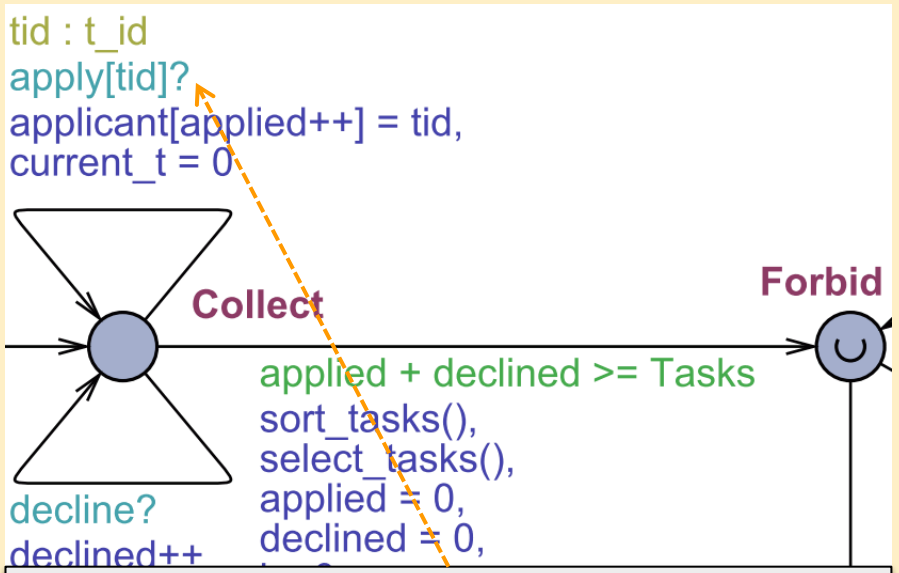
Garantált, hogy a „küldő” automata Update szekciója előbb hajtódik végre!

Szinkron kommunikáció modellezése 2.

Feladat



Ütemező

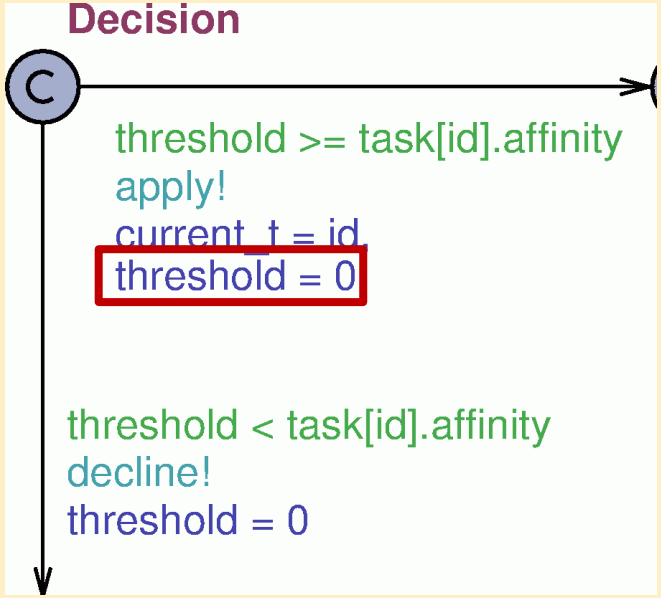


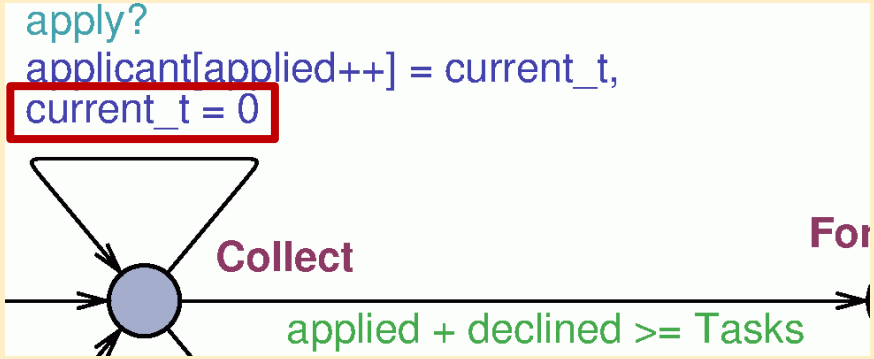
Szinkron kommunikáció modellezése csatorna tömbök segítségével.

Csak kis értékkészletű változók esetén használható!

Miért töröljük azonnal az ideiglenes változókat?

- Ideiglenes változó
  - minden értéke után új trajektóriasereg indul
  - megsokszorozza az állapotteret
  - csökkenti: visszaállítás
- Átlapolás
  - aszinkron automaták lépései több sorrendben
  - azonos eredmény más-más úton
  - csökkenti: szinkronizáció, Committed állapot



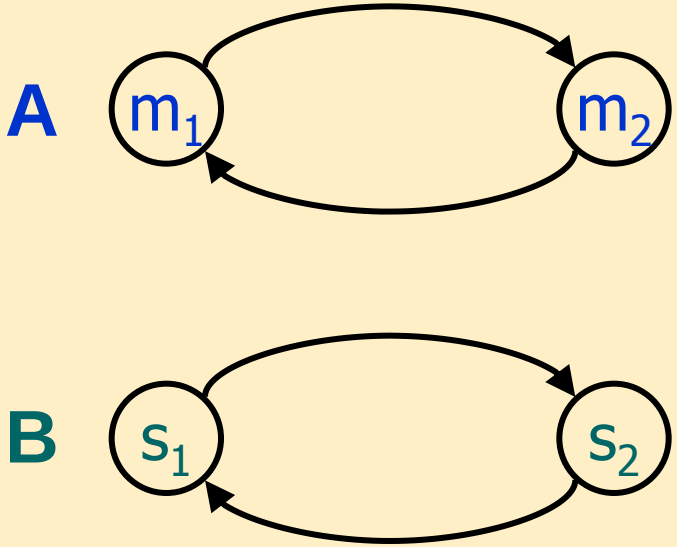


Kitérő: két automata együttes működése

Automaták direkt szorzata, átlapolás, szinkronizáció

Aszinkron automaták működése: átlapolás

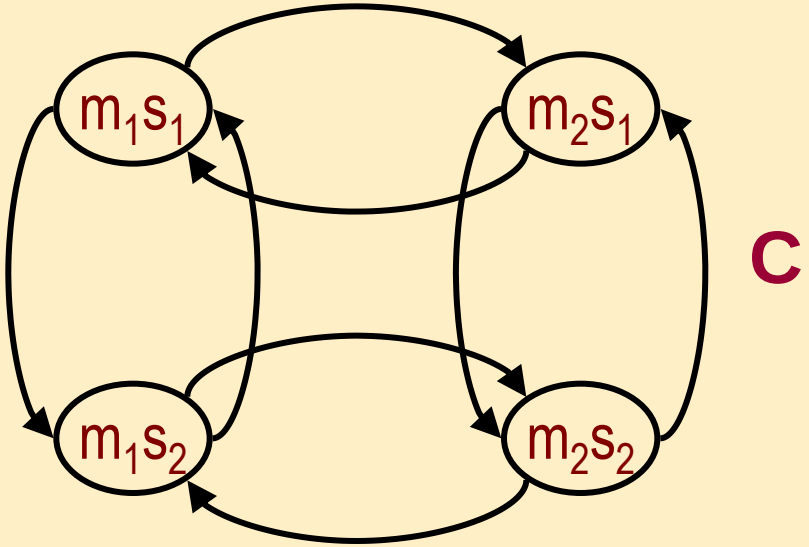
- Két (független) automatából álló rendszer



- Az automaták állapotai:

  $A = \{m_1, m_2\}$, $B = \{s_1, s_2\}$

- (Direkt) szorzatautomata: a rendszer állapottere

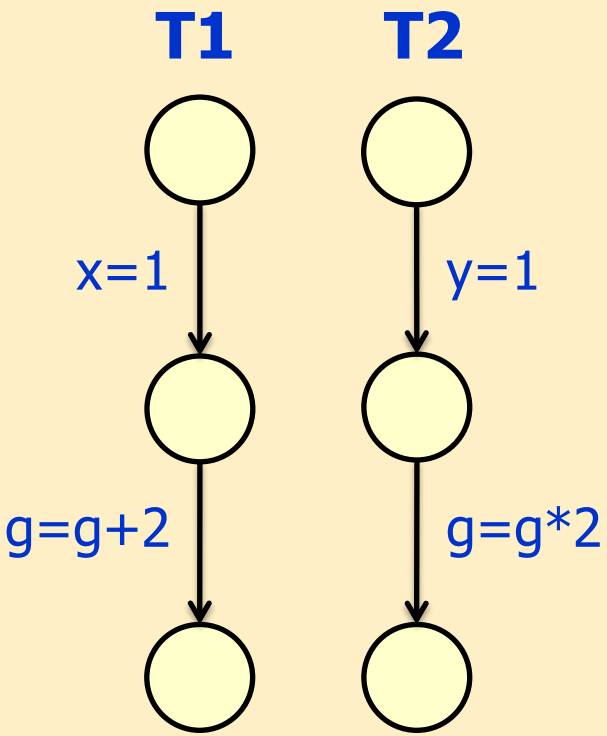


- Az állapotok halmaza:

  $C = A \times B$

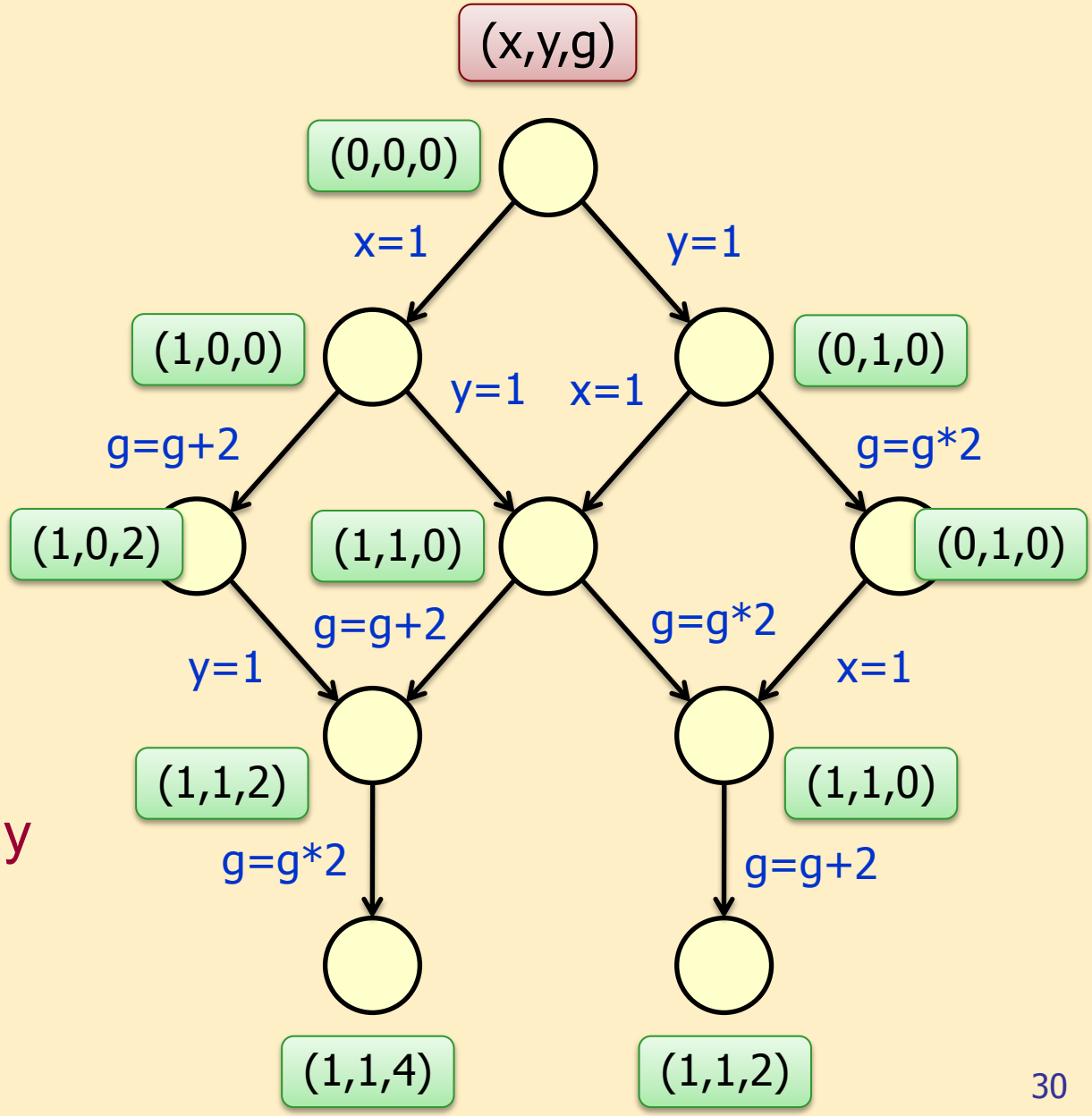
  $C = \{m_1s_1, m_1s_2, m_2s_1, m_2s_2\}$

Példa: alternatív utak



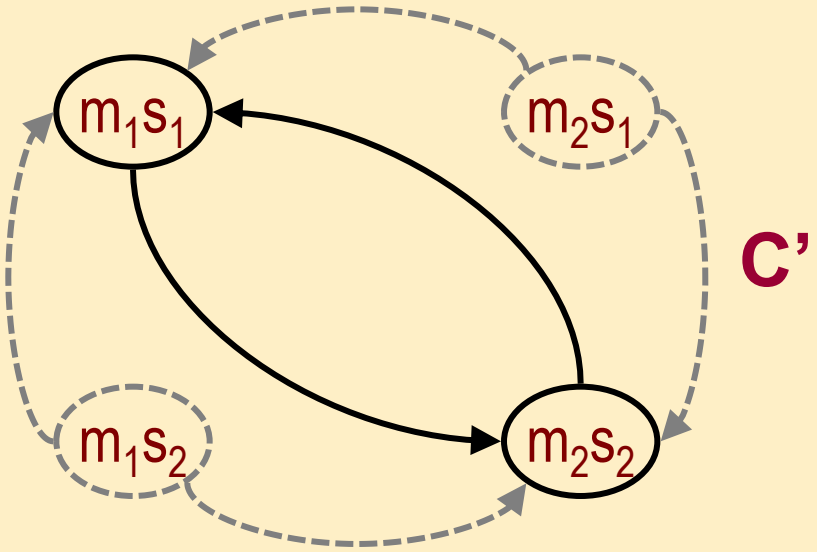
Lokális változók: x és y

Globális változó: g



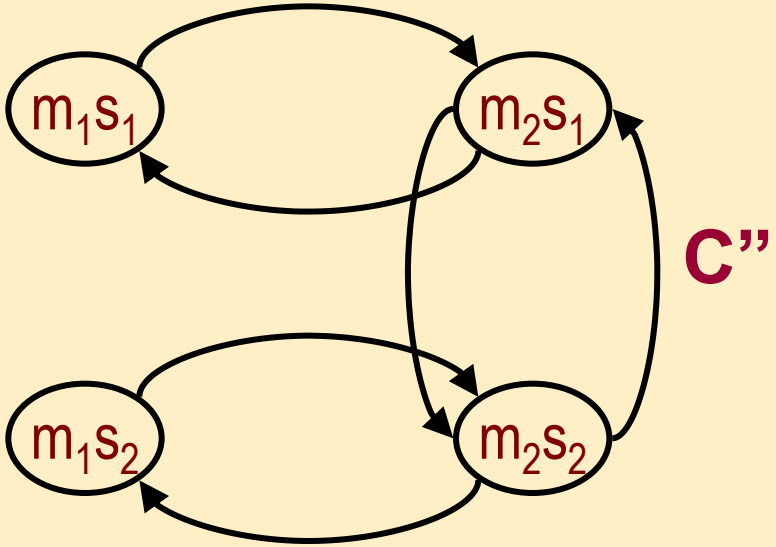
Egyszerűsíti a modellt: szinkronizáció, feltétel

- Egyidejű állapotváltás: szinkronizáció



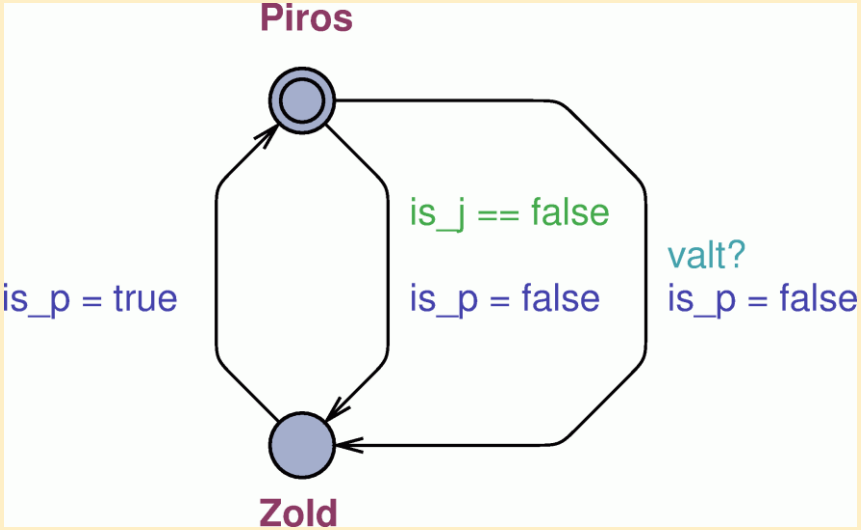
- pl. „A és B egyszerre vált állapotot, ha állapot indexük azonos”

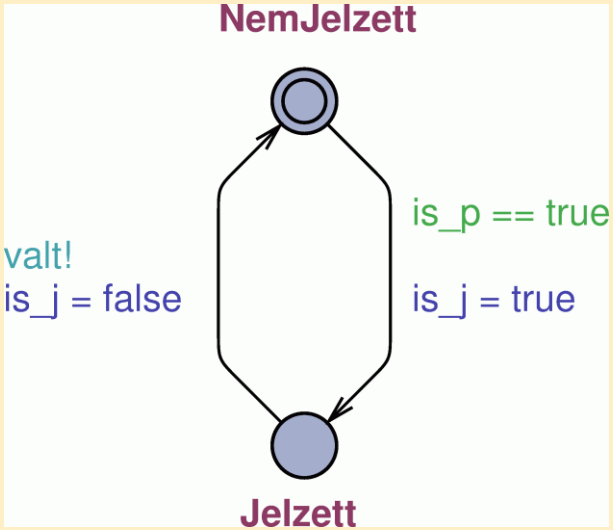
- Korlátozó feltételek: állapotátmenetek tiltása

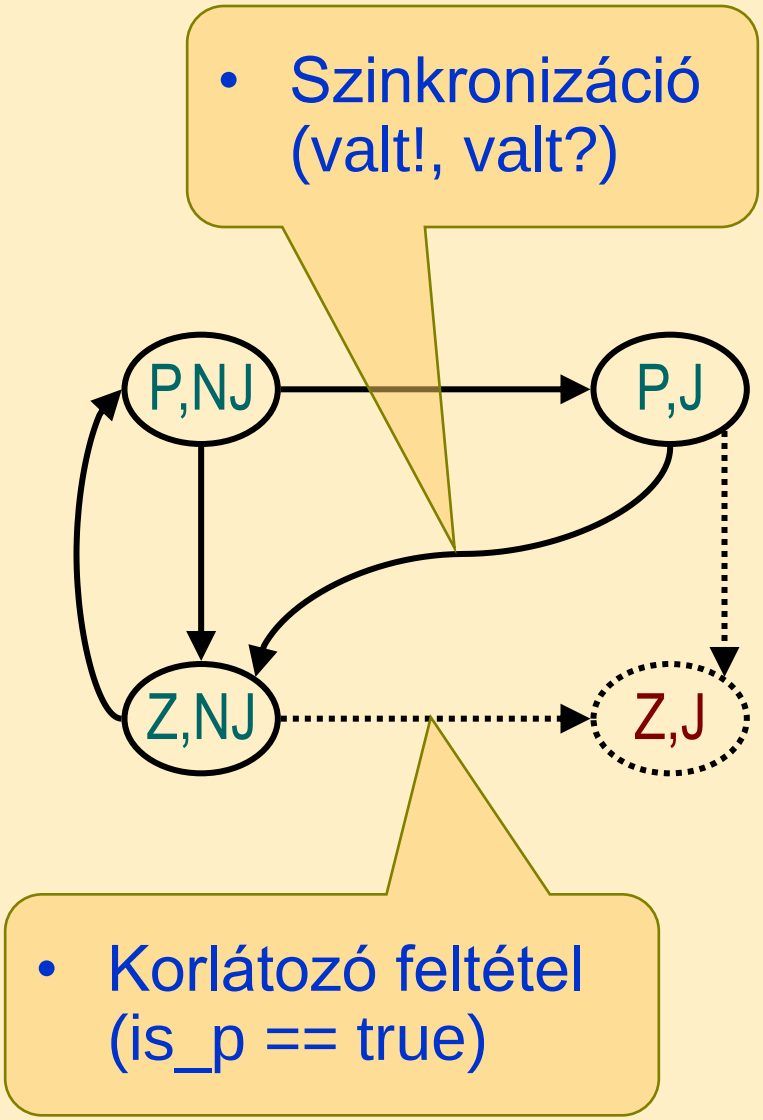


- pl. „B csak akkor vált állapotot, ha A m_2 állapotban van”

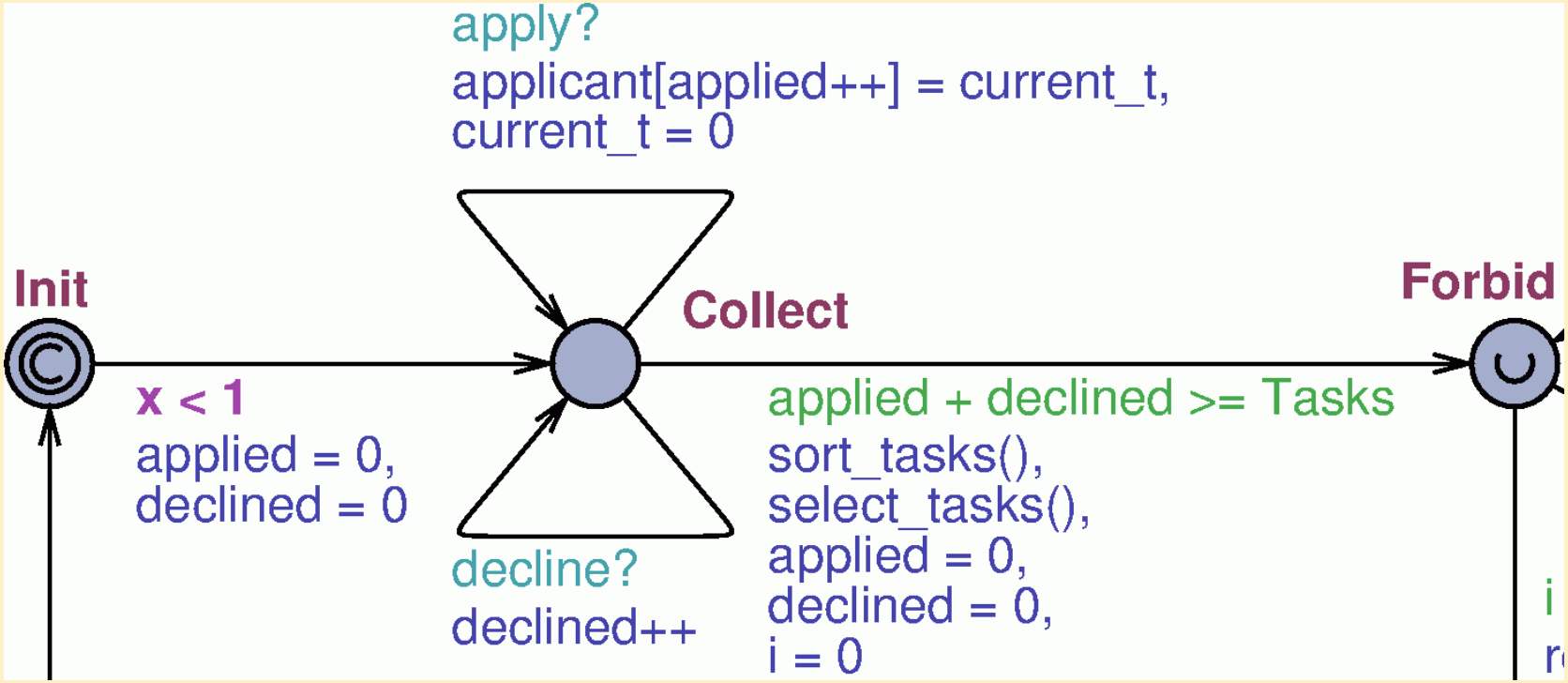
Példa: gyalogos lámpa jelzőgombbal







Térjünk vissza a feladat megoldásához



- A futásra jelentkezőket megjegyezzük egy lokális tömbben
- A Forbid állapotba lépéskor végrehajtott sort_tasks(), select_tasks() függvények végzik a feladatok kiválasztását
  - a korlátok betartása mellett prioritási szintben és az igényelt terhelés szerint is lefele haladva sorrendezi a feladatokat

Feladatok kiválasztása és visszautasítása

- sort_tasks()
  - kétdimenziós tömböt használ a sorrendezéshez:

```
typedef struct {
  int[0,Tasks] length;
  t_id task[Tasks];
} buffer_t;
buffer_t buffer;
```

- select_tasks()
  - prioritási szint szerint felfele haladva addig gyűjti a választott feladatokat, amíg valamelyik korlátba nem ütközik
  - Legyen a paraméterezés:

```
// affinity, demand, priority
const task_t task[Tasks] = {
{0, 2, 0},
{3, 3, 1},
{3, 4, 1},
{3, 1, 1},
{3, 5, 2}
};
```

  - Ha a jelentkezők: 0, 2, 3, 4
  - Akkor a sorrend:

```
buffer[0] = [2]
buffer[1] = [2, 3]
buffer[2] = [4]
```

  - Kiválasztva: 0, 2, 3
  - Visszautasítva: 4

Feladatok sorrendezése CPU igény szerint

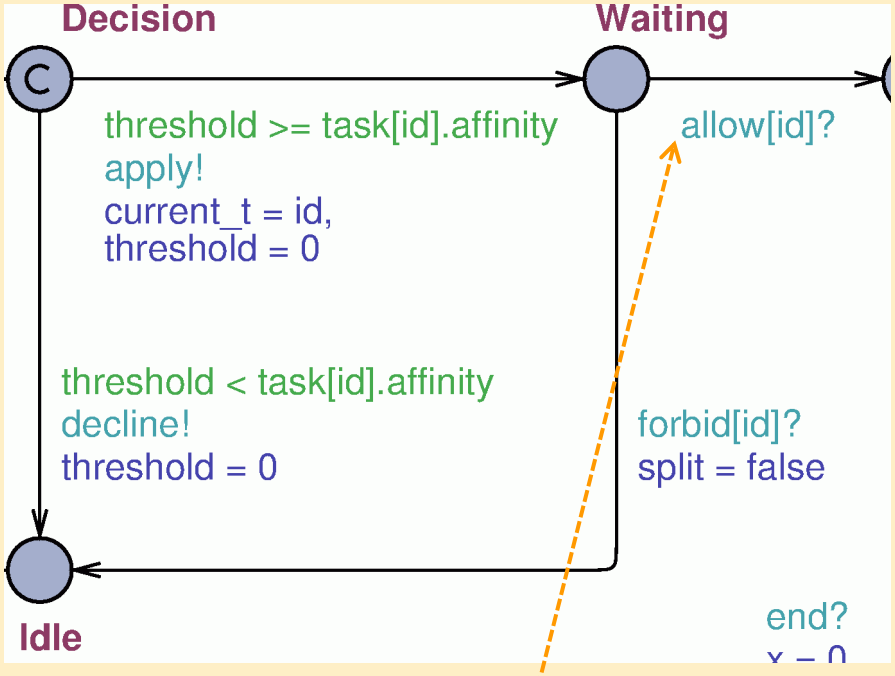
```
void insert_at(int[0,Tasks] pos, t_id tid) {
  int i;
  for (i = buffer.length; i > pos; i--) {
    buffer.task[i] = buffer.task[i - 1];
  }
  buffer.task[pos] = tid;
  buffer.length++;
}

void sort_tasks() {
  int i, j, pri, pos;
  for (i = 0; i < applied; i++) {
    pri = task[applicant[i]].pri;
    for (j = 0, pos = -1; j < buffer[pri].length && pos < 0; j++) {
      if (task[applicant[i]].demand > task[buffer[pri].task[j]].demand)
        pos = j;
    }
    insert_at(pri, pos < 0 ? buffer[pri].length : pos, applicant[i]);
    applicant[i] = 0;
  }
}
```

Feladatok kiválasztása a korlátok betartásával

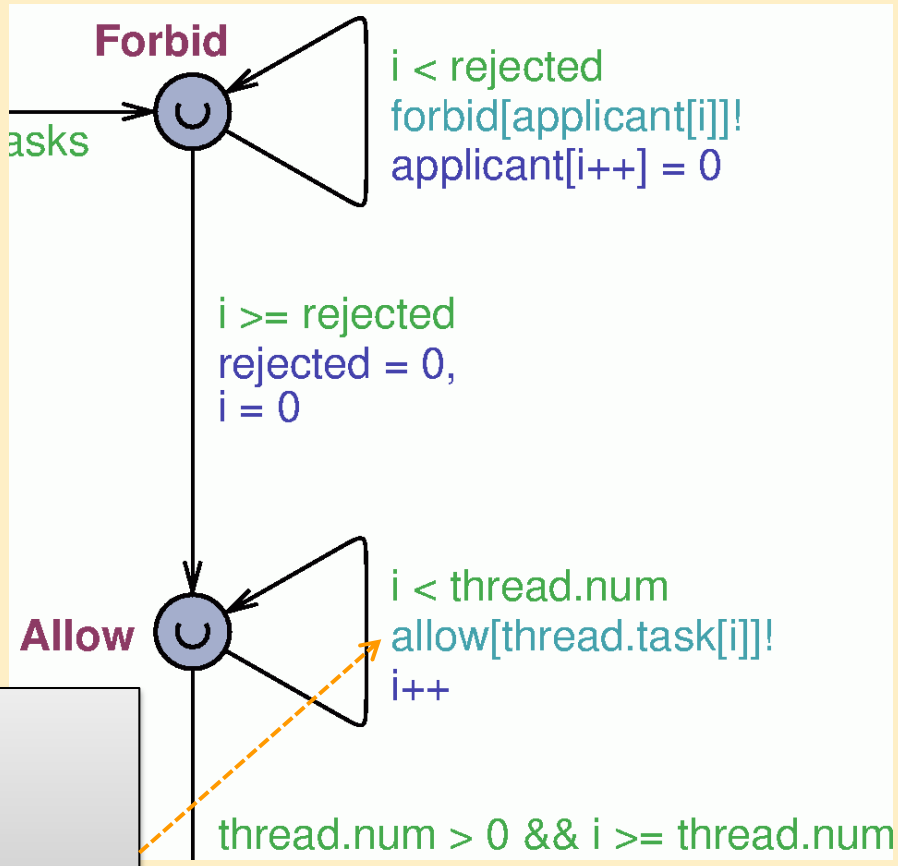
```
void select_tasks() {
  int i, pri;
  percent p = 0;
  rejected = 0;
  thread.num = 0;
  for (pri = 0; pri < Levels; pri++) {
    for (i = 0; i < buffer[pri].length; i++) {
      if (p + task[buffer[pri].task[i]].demand <= 10 &&
          thread.num < Threads) {
        thread.task[thread.num++] = buffer[pri].task[i];
        p = p + task[buffer[pri].task[i]].demand;
      }
      else applicant[rejected++] = buffer[pri].task[i];
      buffer[pri].task[i] = 0;
    }
    buffer[pri].length = 0;
  }
}
```

Értesítés az kiválasztásról és visszautasításról

Feladat



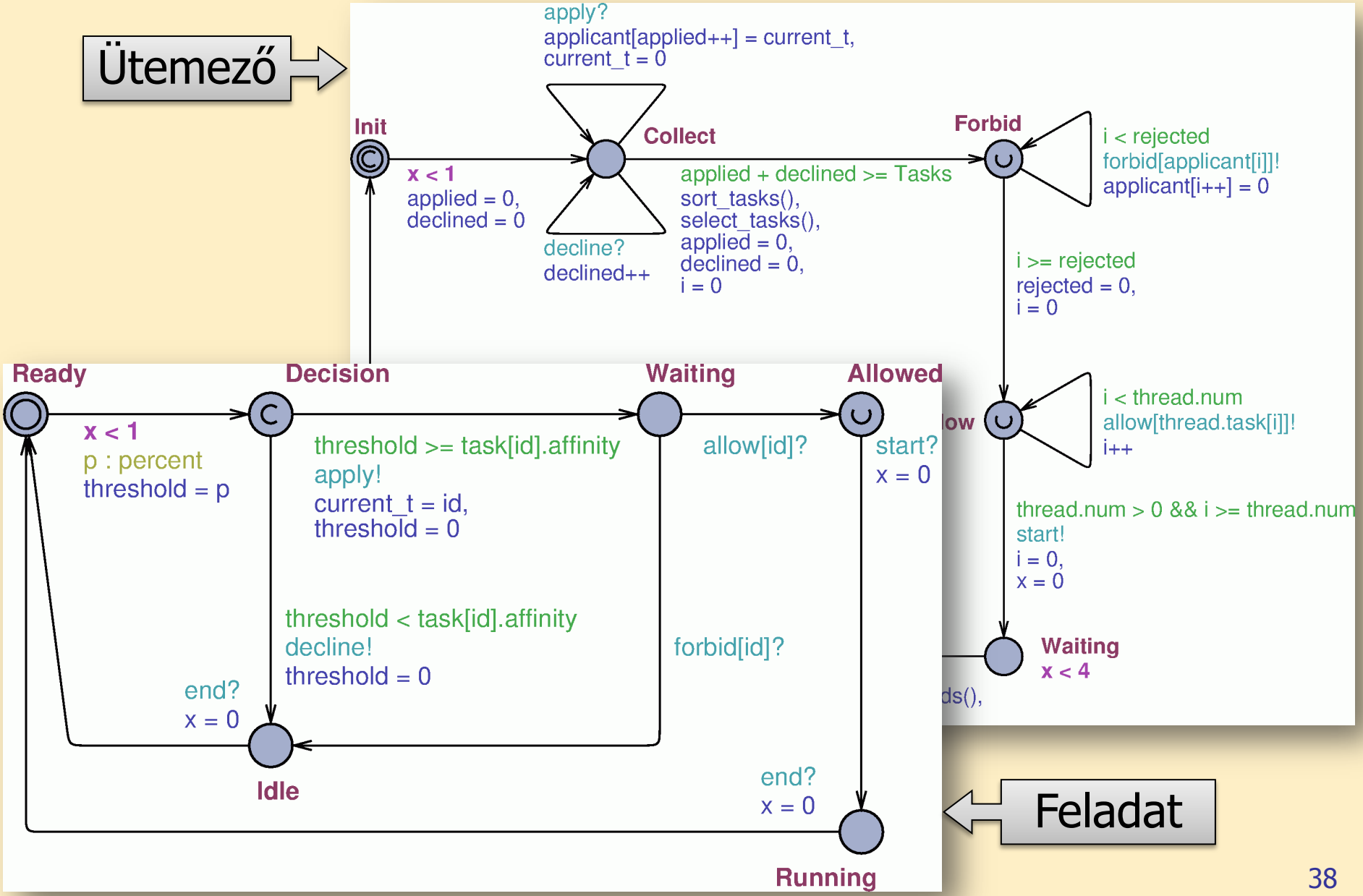
Ütemező



A kiválasztott és visszautasított feladatokat egyenként, külön csatornán értesítjük.

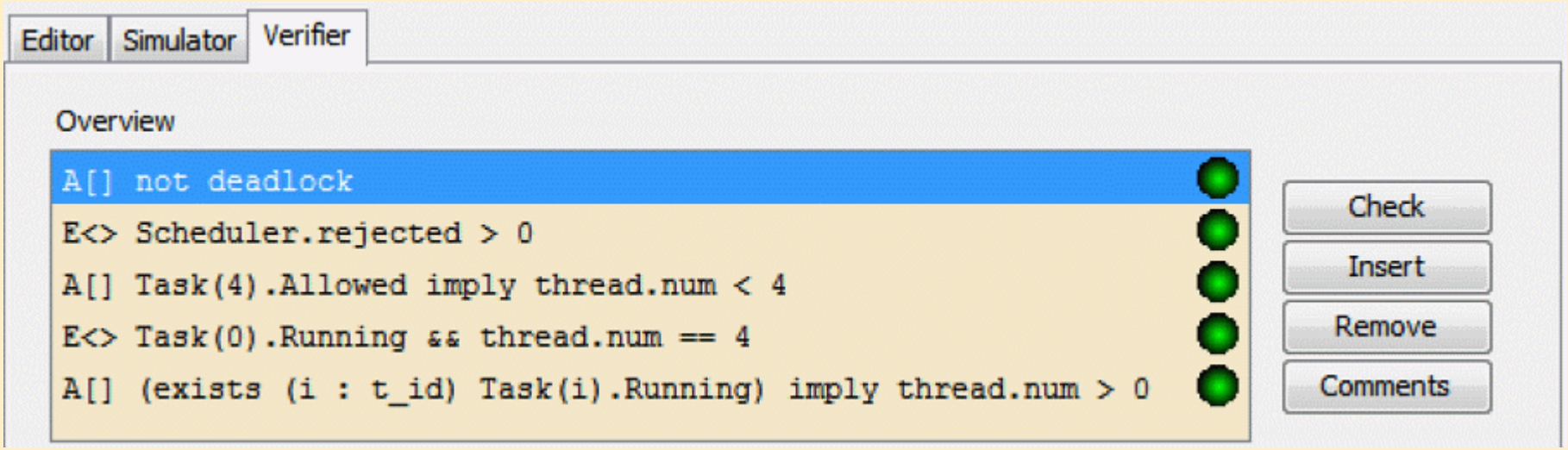
Az ideiglenes változókat töröljük.

A modell már működőképes (CPU nélkül is)



Köztes ellenőrzés

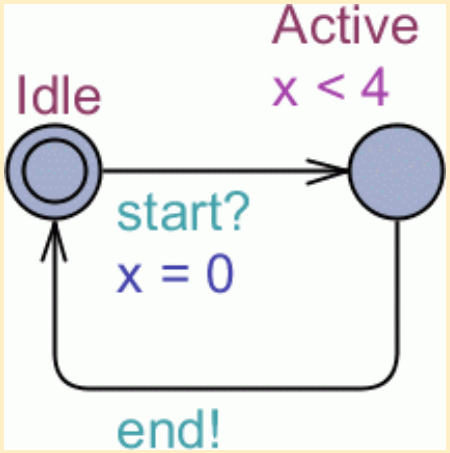
- Most már van egy működőképes rendszerünk
  - érdemes ellenőrizni az eddig elkészültek helyességét
- Néhány elvárt tulajdonság és annak ellenőrzése:
  1. A rendszerben nincs holtpont (deadlock).
  2. Lehetséges, hogy az ütemező visszautasít egy feladatot.
  3. A 4-es feladat kiválasztása esetén nem lehet minden szál foglalt.
  4. Lehetséges, hogy minden szál foglalt.
  5. Nem lehetséges, hogy ha van futó feladat, ne legyen foglalt szál.

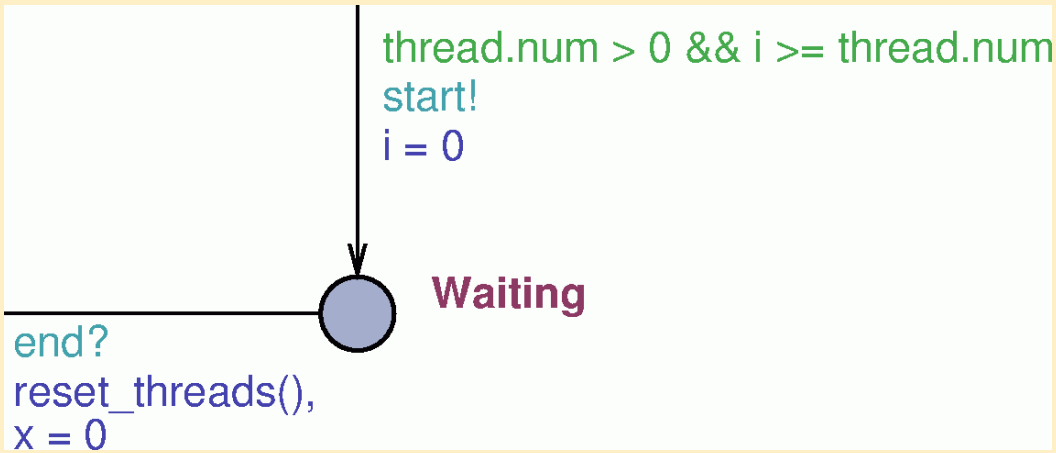


A modell kiegészítése a CPU-val

- A startjelet az ütemező adja ki egy broadcast csatornán keresztül. Ennek hatására:
  - a futásra kiválasztott feladatok futó állapotba kerülnek,
  - az ütemező várakozó állapotba kerül, amiből majd csak a végjel hatására fog továbblépni,
  - a CPU aktív állapotba kerül, a rajta futó szálak és feladatok listáját egy globális adatstruktúra tartalmazza.
- Az aktív állapot elhagyásakor a CPU egy broadcast csatornán egy végjelet küld. Ennek hatására:
  - a CPU inaktív állapotba kerül,
  - az ütemező alapállapotba kerül, a futó szálak és feladatok listáját alaphelyzetbe (üres) állítja,
  - a feladatok is alapállapotba kerülnek.

Indítás és leállítás a CPU és az ütemező esetén





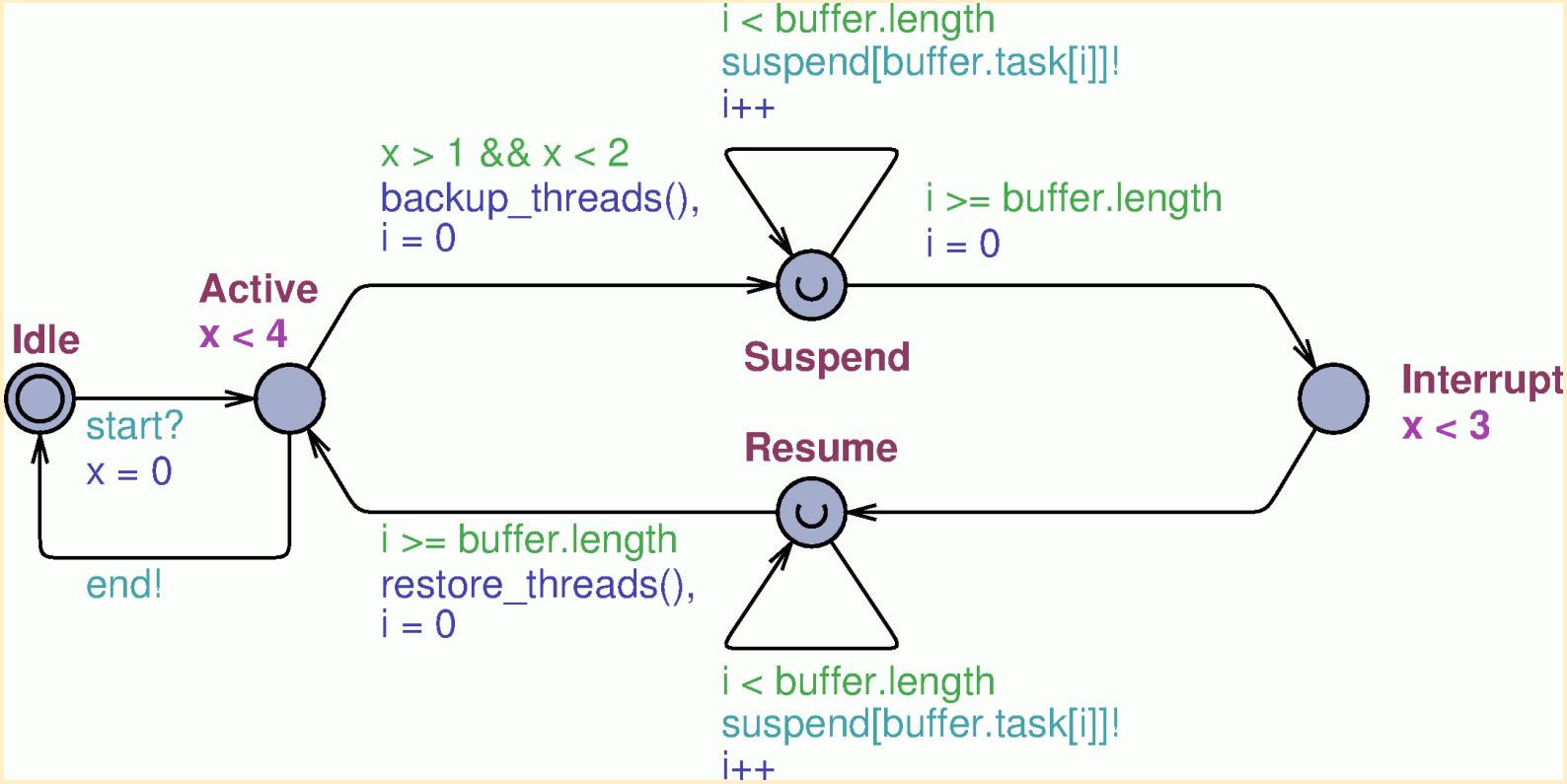

```
const int Threads = 4;

typedef struct {
  int[0,Threads] num;
  t_id task[Threads];
} thread_t;

thread_t thread;
```

```
chan apply, decline;
urgent chan allow[Tasks], forbid[Tasks];
chan suspend[Tasks];
broadcast chan start, end;

void reset_threads() {
  while (thread.num > 0)
    thread.task[thread.num-- - 1] = 0;
}
```

Tovább bonyolítjuk a modellt: megszakítás!

- CPU aktív állapotában érkezhet egy NMI megszakítás
  - preemptív módon félbeszakítja egyes feladatok futását
  - a megszakítás CPU igénye dönti el, hogy mely feladatok kerülnek felfüggesztésre
  - annyi feladatot kell felfüggeszteni (a legkisebb prioritásúaktól felfelé haladva), amennyi elég CPU kapacitást szabadít fel ahhoz, hogy a megmaradó feladatok és a megszakítás-kezelő rutin CPU igényeinek összege ≤ 100% legyen
    - a felfüggesztendő feladatok kiválasztását a CPU végzi
    - értesíti is a felfüggesztésre kiválasztott feladatokat
    - ezek futó állapotból felfüggesztett állapotba kerülnek
  - a megszakítás-kezelő rutin lefutása után
    - a CPU értesíti a korábban felfüggesztett feladatokat
    - ezek ennek hatására újra futó állapotba kerülnek
    - ezután a CPU is újra futó állapotba kerül

Megszakítás megvalósítása



- A feladatok felfüggesztését a backup_threads(), az újra futó állapotba helyezést a restore_threads() függvények végzik
- A felfüggesztésről és az újra futó állapotba helyezésről a feladatokat egyenként, külön csatornán értesítjük

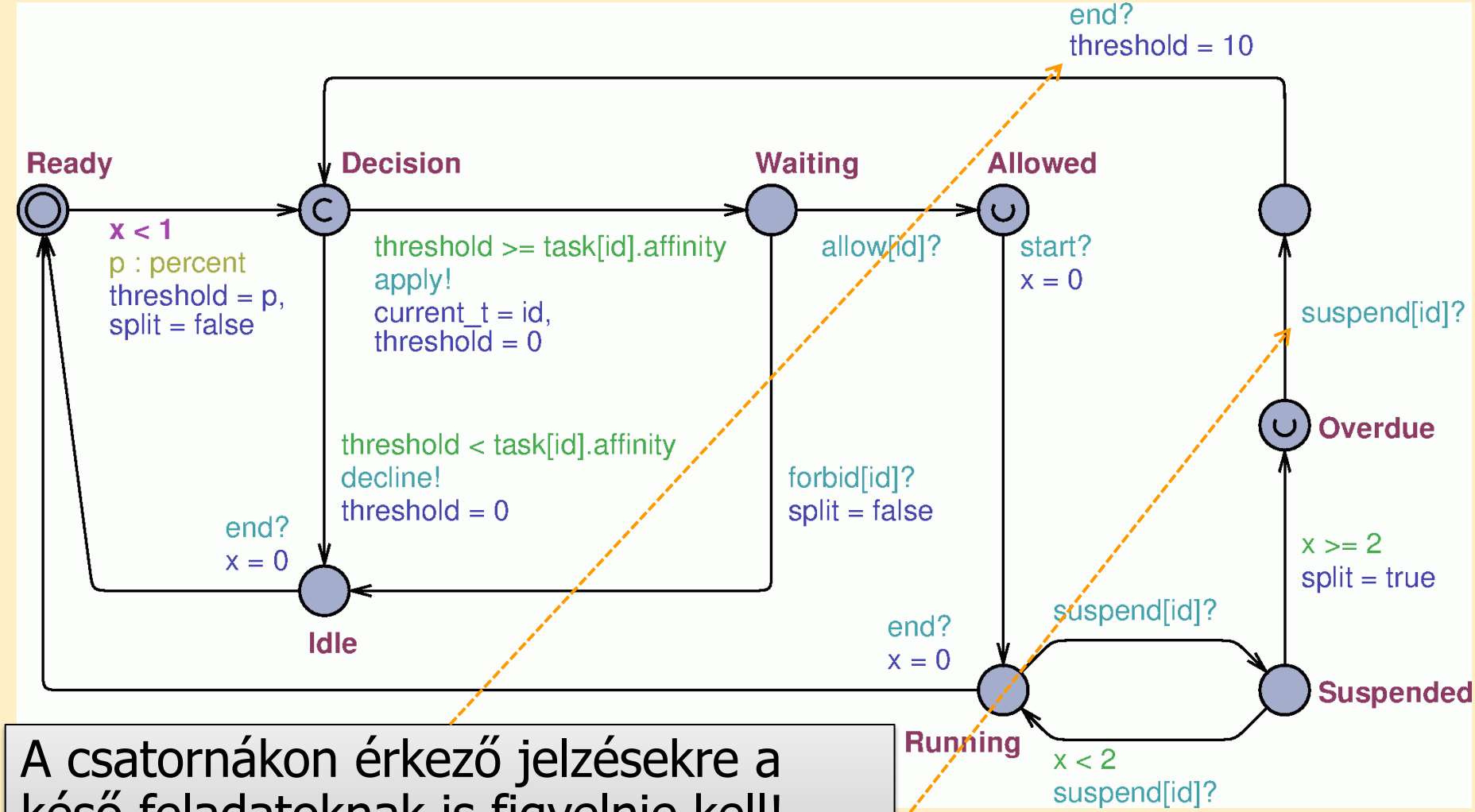
Felfüggesztendő feladatok kiválasztása

```
void backup_threads() {
  int i, p;
  t_id tid;
  for (i = 0, p = 0; i < thread.num; i++)
    p += task[thread.task[i]].demand;
  buffer.length = 0;
  for (i = 0; i < thread.num; i++) {
    if (p + i_demand > 10) {
      tid = thread.task[thread.num - i - 1];
      buffer.task[buffer.length++] = tid;
      thread.task[thread.num - i - 1] = 0;
      p -= task[tid].demand;
    }
  }
  thread.num -= buffer.length;
}
```

Tovább bonyolítjuk a modellt: késő feladatok

- Ha a felfüggesztett feladatok túl sok időt töltenek felfüggesztett állapotban, akkor annyi „késést” szednek össze, hogy nem tudják befejezni a teendőiket az adott futási periódusban
- A késő feladatok „megkísérlik” a következő futási periódusban folytatni a végrehajtást
- Ezt úgy modellezzük, hogy a végjel hatására nem a kezdőállapotba kerülnek, hanem abba az állapotba mennek át, amiben a futásra fognak jelentkezni a következő futási periódusban
  - (tehát átugorják a véletlen döntési fázist)

A feladatok modelljének kiegészítése a késéssel

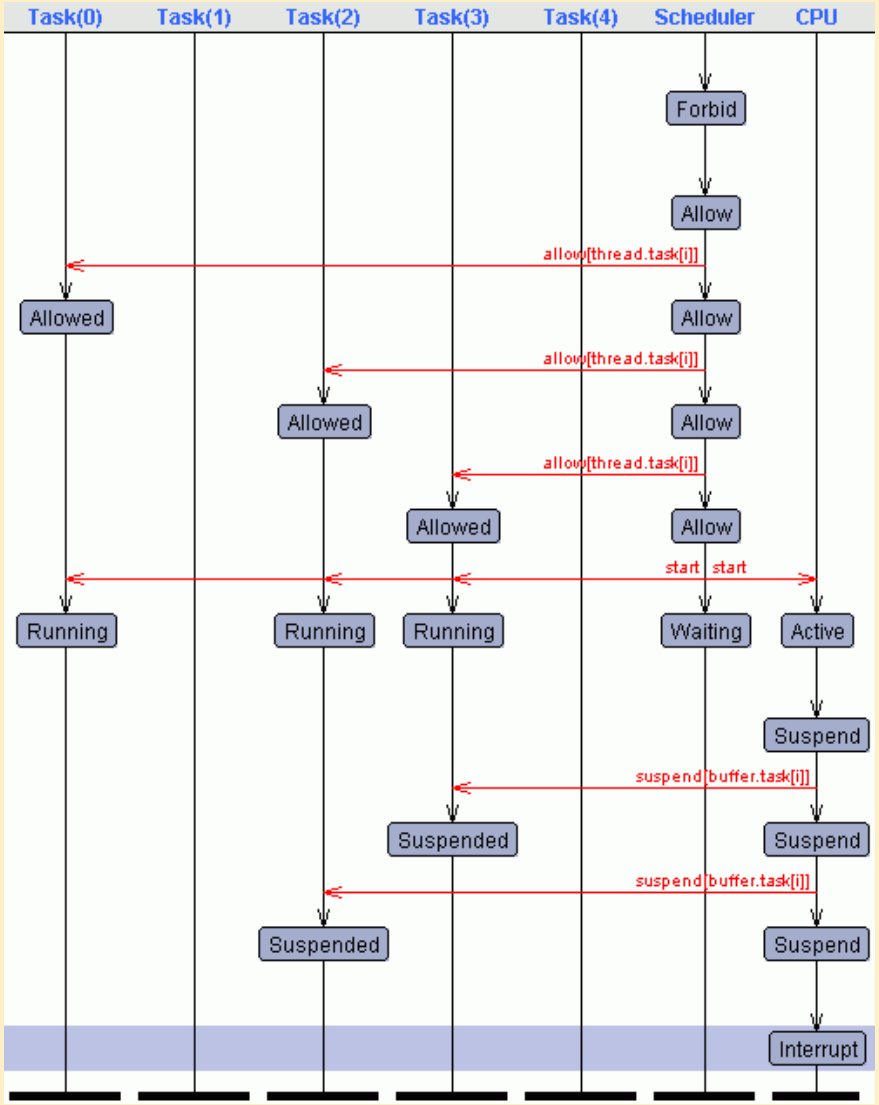


A csatornákon érkező jelzésekre a késő feladatoknak is figyelnie kell!

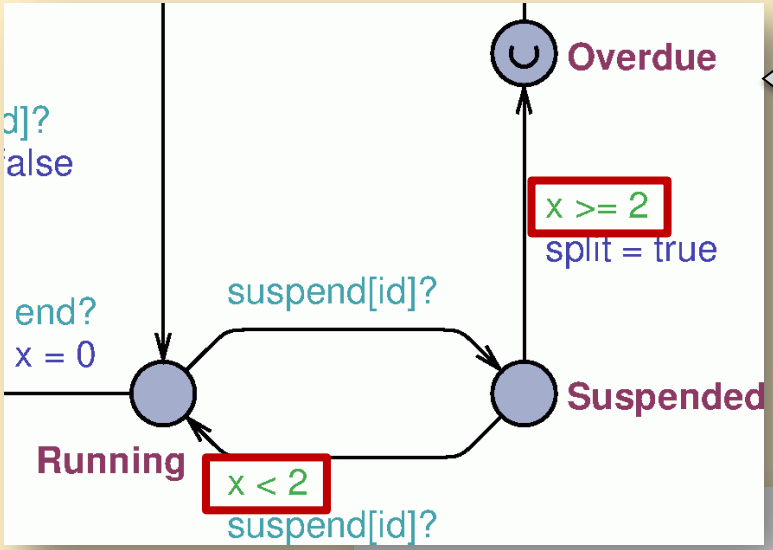
A 10-es érték biztosítja a jelentkezést.

Be kell vezetnünk időzítési korlátokat

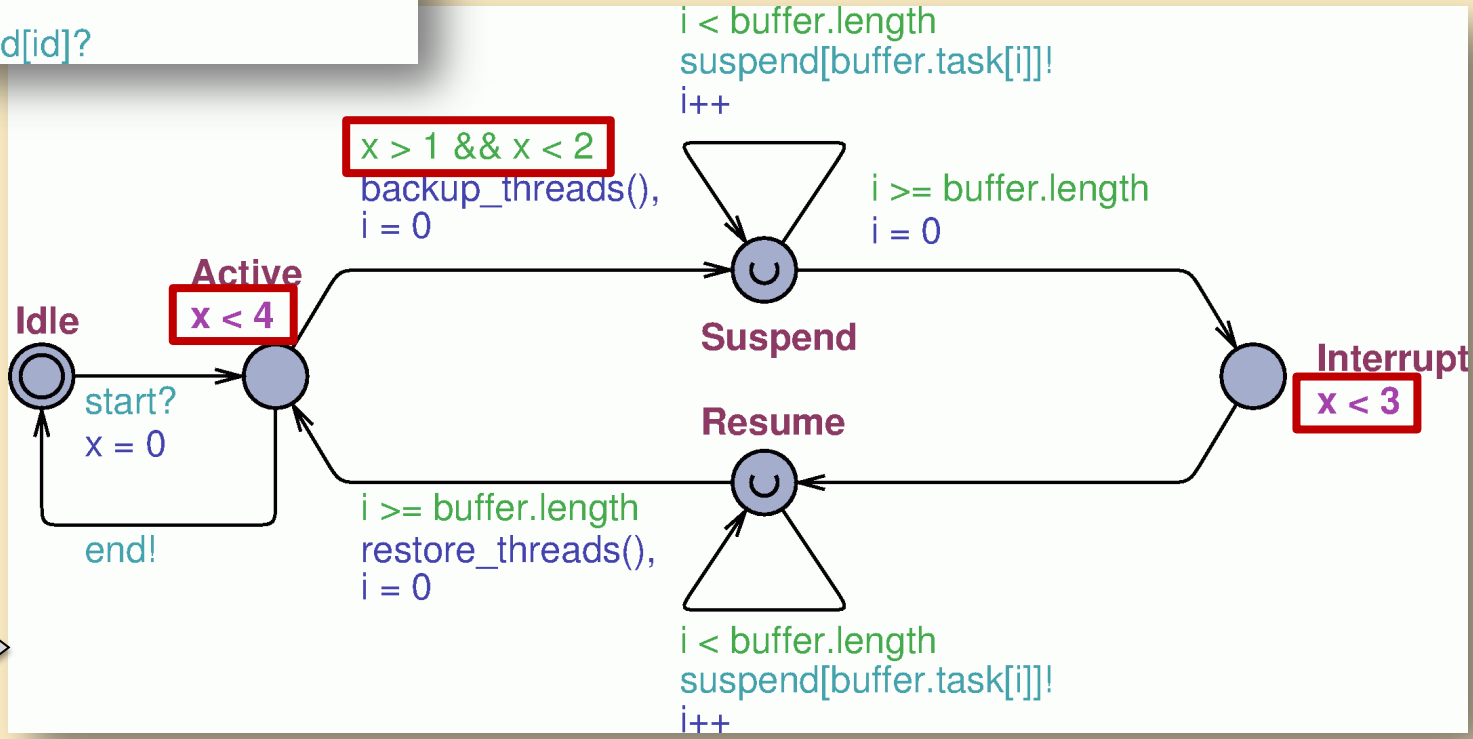
- A feladatra a következő időzítési korlátok vonatkoznak:
  - a futásra kiválasztott feladatok, az ütemező és a CPU órái a startjelre egyszerre indulnak
  - a CPU az aktív állapotában max. a 4. időegységig tartózkodhat
  - a megszakításkérés az 1. és 2. időegység között következhet be
  - a megszakítás-kezelő rutin legfeljebb a 3. időegységig futhat, azután visszatér
  - ha a felfüggesztett feladatok a 2. időegység után a felfüggesztett állapotban vannak, akkor késő feladattá válnak



Az időzítési feltételek beépítése a modellbe

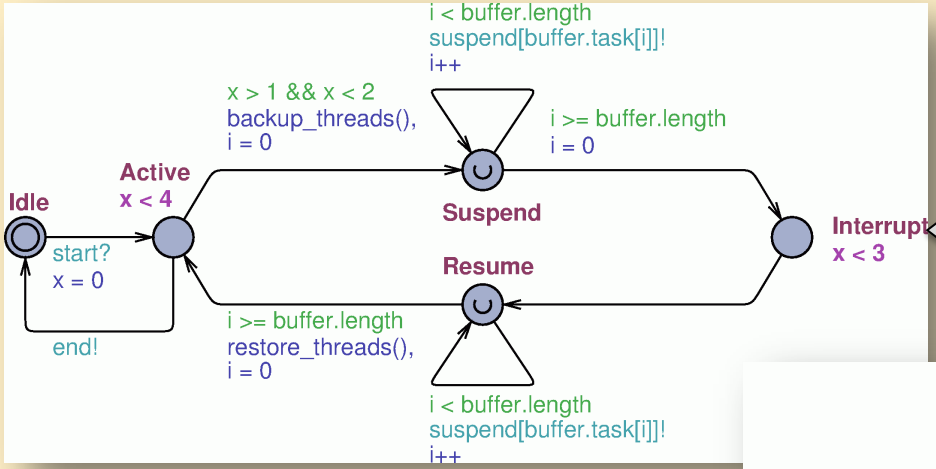


Feladat



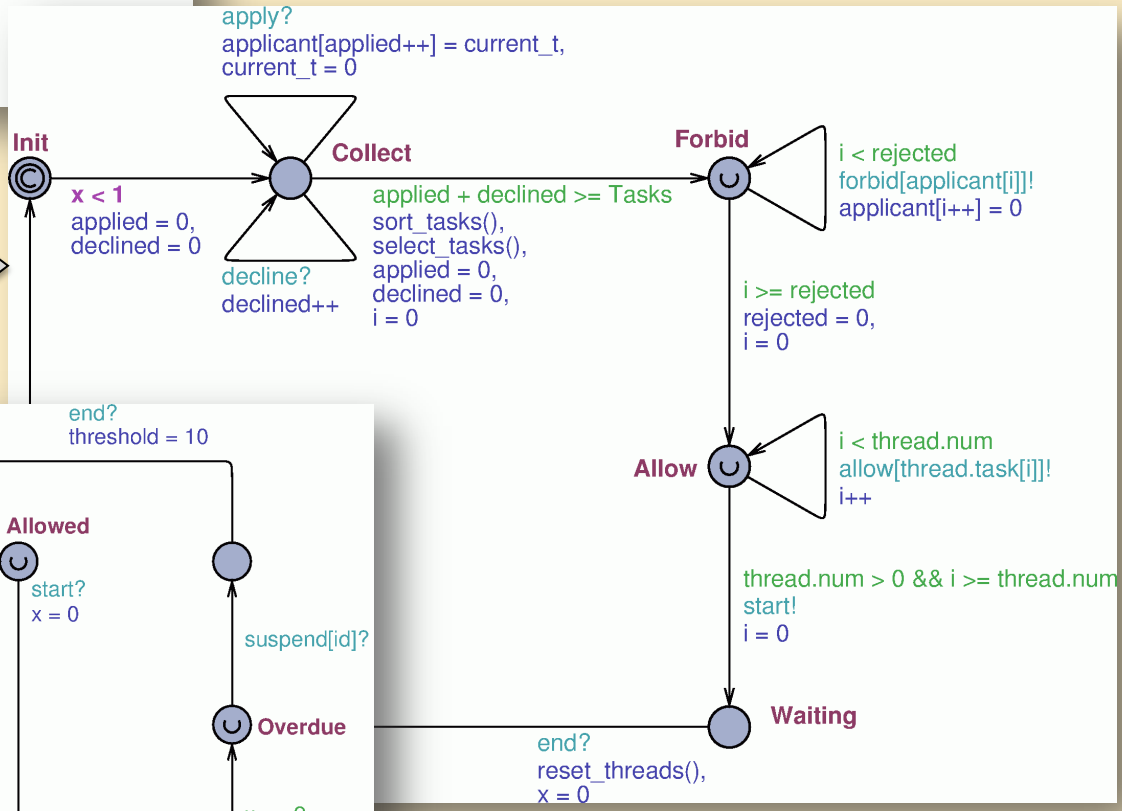
CPU

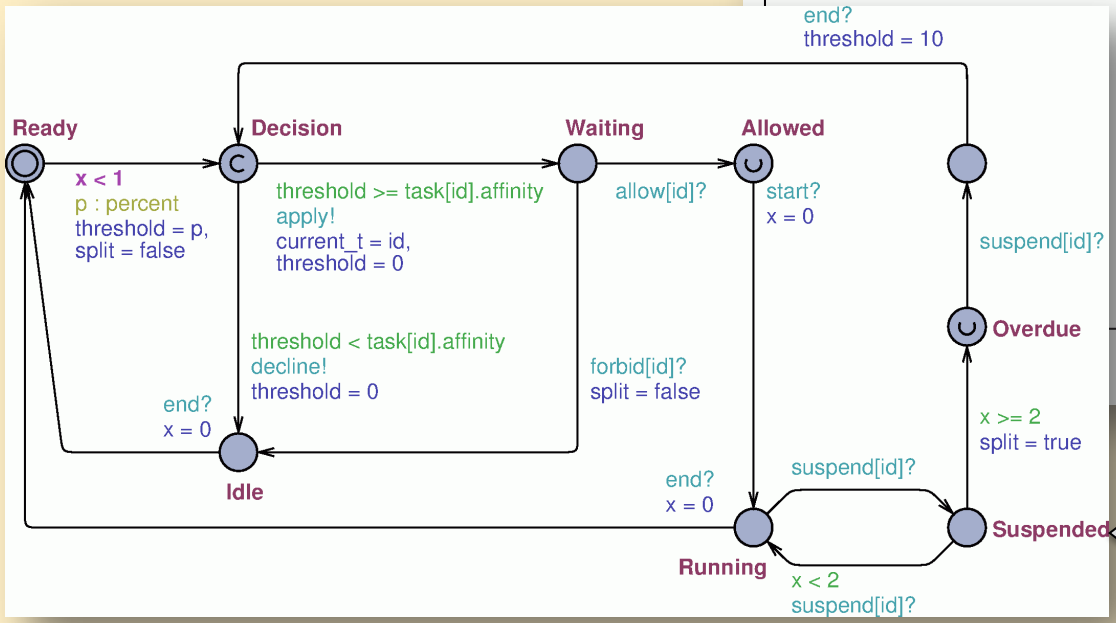
Elkészült a modell!



CPU

Ütemező





Feladat

Az ellenőrzendő követelmények

1. A modellben nincs deadlock.
2. Lehetséges, hogy a futásra jelentkezett feladatok közül legalább egyet vissza kell utasítani.
3. Lehetséges, hogy összes szál foglalt, azaz maximális számú feladat fut.
4. Ha van futó feladat, akkor a globális adatstruktúrában a foglalt szálak száma > 0.
5. Lehetséges, hogy a CPU megszakítás bekövetkezte esetén > 2 szálat felfüggeszt.
6. Lehetséges olyan lefutás, hogy egyetlen feladatot sem függesztenek fel egyetlen futási periódusban sem, de nem lehetséges, hogy minden lefutás ilyen: azaz van legalább egy olyan lefutás, amiben legalább egyszer legalább egy feladatot felfüggesztenek.
7. Nem lehetséges, hogy egy feladat a 3. időegység után felfüggesztett állapotban legyen.
8. Ha egy feladatot felfüggesztenek, akkor lehetséges, hogy valamikor be tudja fejezni a feladatát.

Az ellenőrzéshez használt temporális kifejezések

Overview

1.	`A[] not deadlock`	●
2.	`E<> Scheduler.rejected > 0`	●
	`A[] Task(4).Allowed imply thread.num < 4`	●
3.	`E<> CPU.Active && thread.num == 4`	●
	`E<> CPU.Interrupt && CPU.buffer.length > 1`	●
4.	`A[] (exists (i : t_id) Task(i).Running) imply thread.num > 0`	●
5.	`E<> CPU.Interrupt && CPU.buffer.length > 2`	●
6.	`E[] (forall (i : t_id) Task(i).split == false)`	●
	`A[] (forall (i : t_id) Task(i).split == false)`	●
7.	`E<> (exists (i : t_id) Task(i).Overdue && Task(i).x > 3)`	●
8.	`Task(1).Overdue --> Task(1).split == true`	●
	`E<> (exists (i : t_id) Task(i).Overdue && Task(i).split == true)`	●