# Követelmények formalizálása: Temporális logikák

dr. Majzik István
BME Méréstechnika és Információs Rendszerek Tanszék

# Motiváció
# Mire kellenek a temporális logikák?

# Mintapélda: Kölcsönös kizárás

- 2 résztvevőre, 3 megosztott változóval (H. Hyman, 1966)
  - **blocked0**: Első résztvevő (P0) be akar lépni
  - **blocked1**: Második résztvevő (P1) be akar lépni
  - **turn**: Ki következik belépni (0 esetén P0, 1 esetén P1)

P0

```
while (true) {
    blocked0 = true;
    while (turn!=0) {
        while (blocked1==true) {
            skip;
        }
        turn=0;
    }
    // Critical section
    blocked0 = false;
    // Do other things
}
```

P1

```
while (true) {
    blocked1 = true;
    while (turn!=1) {
        while (blocked0==true) {
            skip;
        }
        turn=1;
    }
    // Critical section
    blocked1 = false;
    // Do other things
}
```

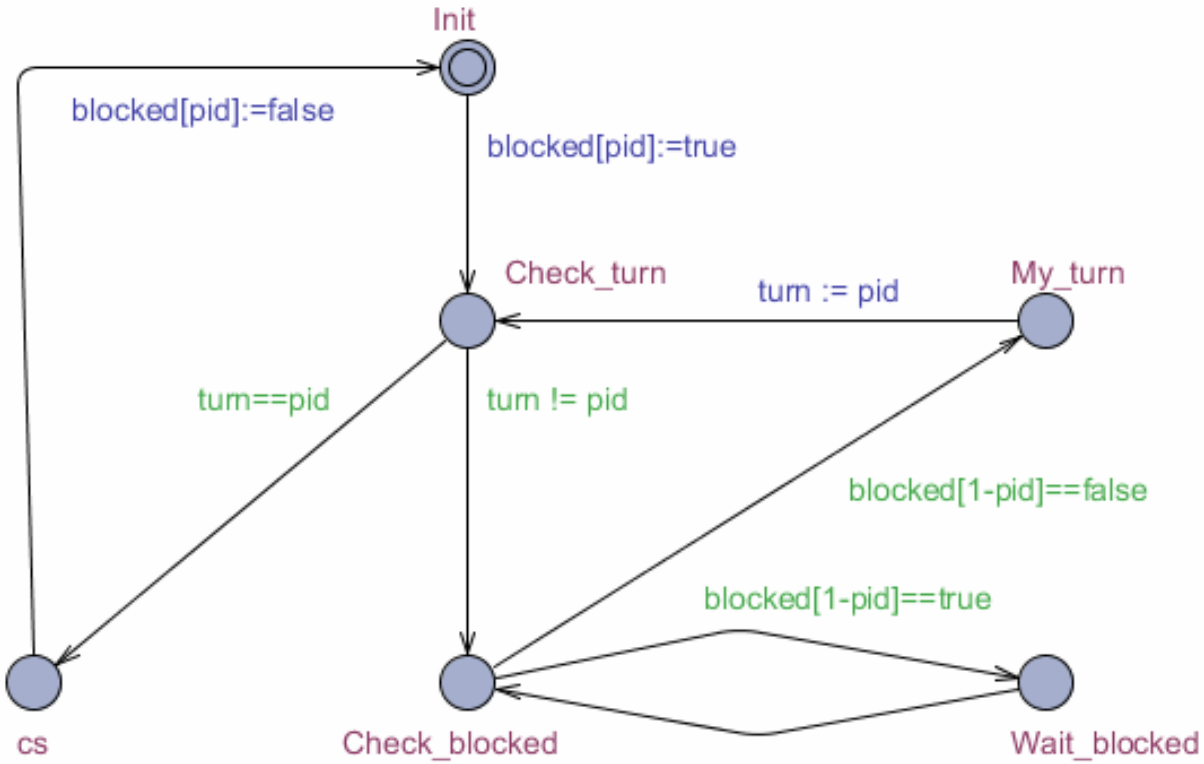
Helyes-e ez az algoritmus?

# A modell UPPAAL-ban

Deklarációk:

```
int[0,1] blocked[2];
int[0,1] turn;
P0 = P(0);
P1 = P(1);
system P0,P1;
```

A P automata (template):




Kihasznált modellezési lehetőségek:

- Közös változók rendszerszintű deklarálása
- Azonos viselkedésű résztvevők azonos automata template alapján
- Példányosítás paraméterezéssel
- Korlátozott értékkészletű változók
- Változó tömbök (résztvevőkhöz)

P0

```
while (true) {
    blocked0 = true;
    while (turn!=0) {
        while (blocked1==true) {
            skip;
        }
        turn=0;
    }
    // Critical section
    blocked0 = false;
    // Do other things
}
```

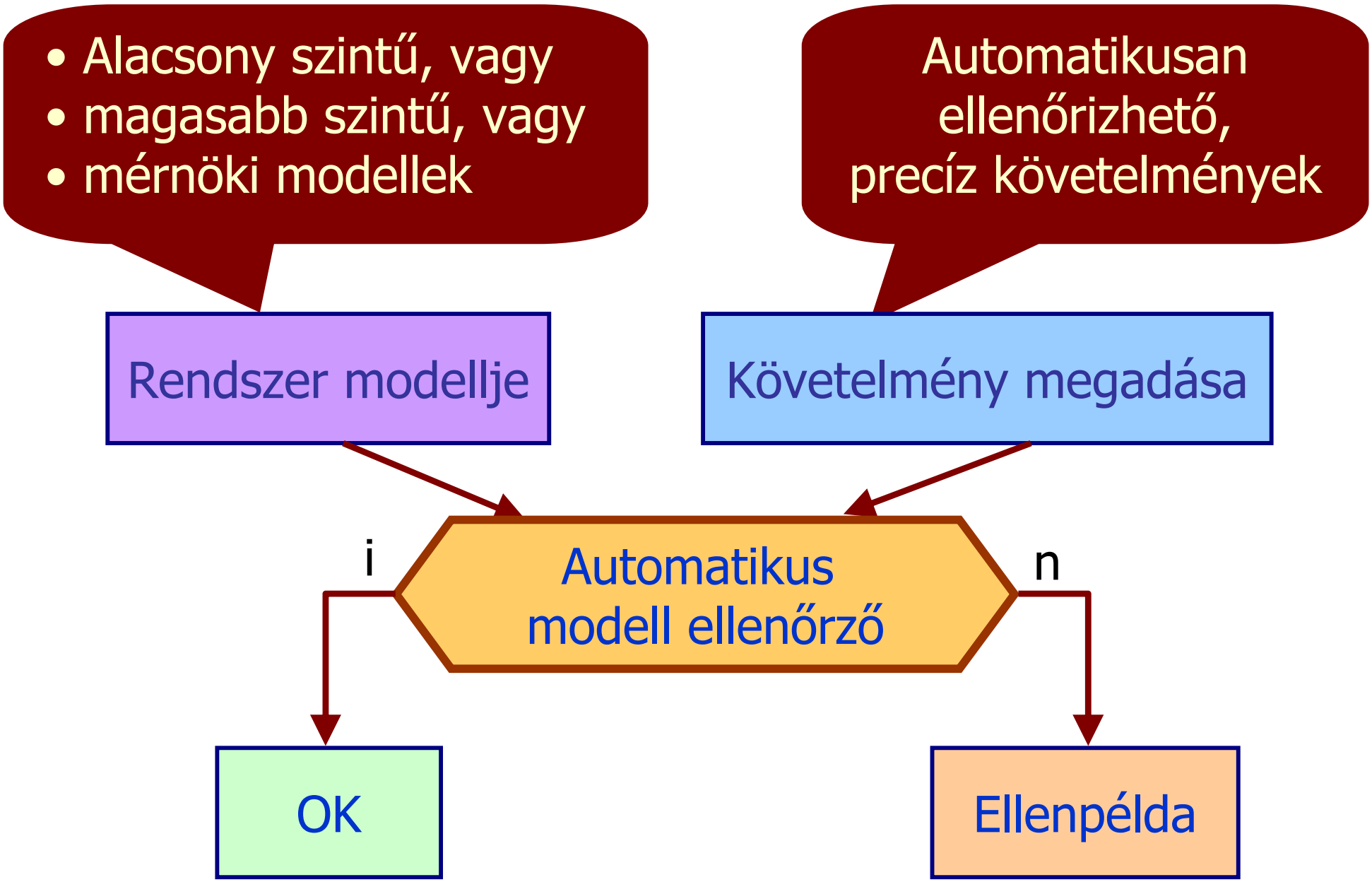
# Ellenőrizendő követelmények

- Kölcsönös kizárás:
  - Egyszerre csak az egyik résztvevő lehet a kritikus szakaszban
- Lehetséges az elvárt viselkedés:
  - P0 egyáltalán beléphet a kritikus szakaszba
  - P1 egyáltalán beléphet a kritikus szakaszba
- Nincs kiéheztetés:
  - P0 mindenképpen be fog lépni a kritikus szakaszba
  - P1 mindenképpen be fog lépni a kritikus szakaszba
- Holtpontmentesség:
  - Nem alakul ki kölcsönös várakozás (leállás)

# Hogyan ellenőrizhetjük a követelményeket?

- A megvalósítás tesztelésével
  - Létre tudunk-e hozni minden lehetséges végrehajtást lefedő teszt eseteket?
  - A problémás esetek figyeléséhez külön ellenőrző kell
  - A hiba már csak az implementáció után derülhet ki, drágán javítható
- Modellezéssel és szimulációval
  - Tudunk-e szimulálni minden lehetséges végrehajtást?
  - A problémás esetek detektálása nagy odafigyelést igényel
  - A hibák viszont olcsóbban javíthatók modell szinten
- Modellezéssel és az állapottér teljes ellenőrzésével
  - Szisztematikus algoritmus kell az állapottér teljes felvételéhez
  - Legyen automatikus a követelmények teljesülésének figyelése is
    - Ehhez egy olyan nyelv szükséges, amikkel a követelmények leírhatók
    - Általános módszer adható a követelmények modell alapú ellenőrzésére

# Mit szeretnénk elérni?

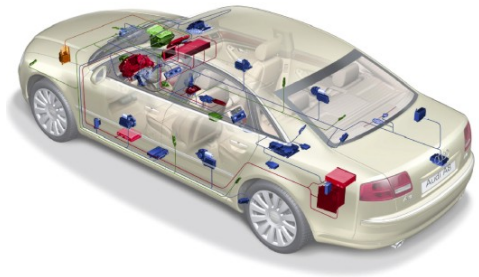


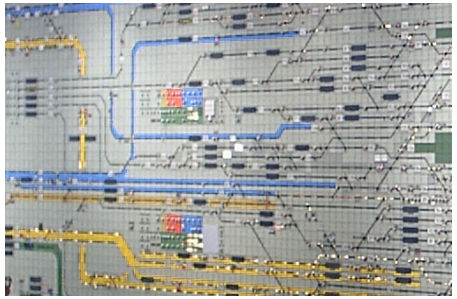
# Követelmények formalizálása

# Milyen jellegű követelményeket formalizálunk?

- Verifikáció: Modell <-> Sokféle követelmény
  - Funkcionális: Logikailag helyes a működés <- Most ez a célunk
  - Extra-funkcionális: Teljesítmény, megbízhatóság, …
- Célkitűzés: Állapotok elérhetőségének ellenőrzése
  - Állapotok bekövetkezési sorrendjét vizsgáljuk
    - Eljuthatunk-e kedvező állapotba? -> Élő jellegű követelmények
    - Elkerüljük-e a kedvezőtlen állapotokat? -> Biztonsági követelmények

    Ezek az állapottér teljes felderítésével ellenőrizhetők!
  - Állapotok lokális tulajdonságára hivatkozunk
    - Állapot neve, állapotváltozók értéke
- Fontos állapot alapú, eseményvezérelt rendszerekben





# „Biztonsági” jellegű követelmények

- Veszélyes helyzetek elkerülését írják elő:
  - „Minden állapotban kisebb a nyomás a kritikusnál.”
  - „A présgép csak lecsukott ajtó mellett üzemelhet.”
- Univerzális kvantor az elérhető állapotokon:
  - „Minden elérhető állapotban igaz, hogy …”
  - Invariánst fogalmaznak meg
- Ha egy állapotsorozat nem teljesíti:
  nem is egészíthető ki úgy, hogy teljesítse
- Informatikai példák:
  - Holtpontmentesség
  - Kölcsönös kizárás
  - Adatbiztonság (egyik állapotban sincs jogosulatlan hozzáférés)

# „Élő” jellegű követelmények

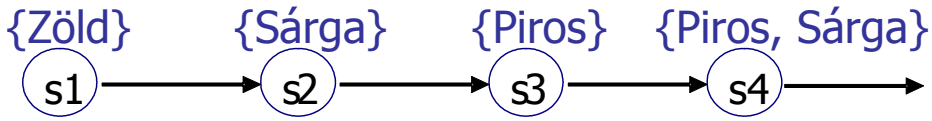
- Kívánatos helyzetek elérését írják elő
  - „Az indítás után a présgép kiadja az elkészült terméket.”
  - „A zavarás után a folyamat visszakerül stabil állapotba.”
- Egzisztenciális kvantor az elérhető állapotokon
  - „Létezik (elérhető) olyan állapot, hogy …”
- Ha egy állapotsorozat nem teljesíti:
  elvileg kiegészíthető úgy, hogy teljesítse
- Informatikai példák:
  - Adott kérés kiszolgálása megtörténik
  - Elküldött üzenet megérkezik
  - A processz kiszámítja a várt értéket

# Az elérhetőségi követelmények leíró nyelve

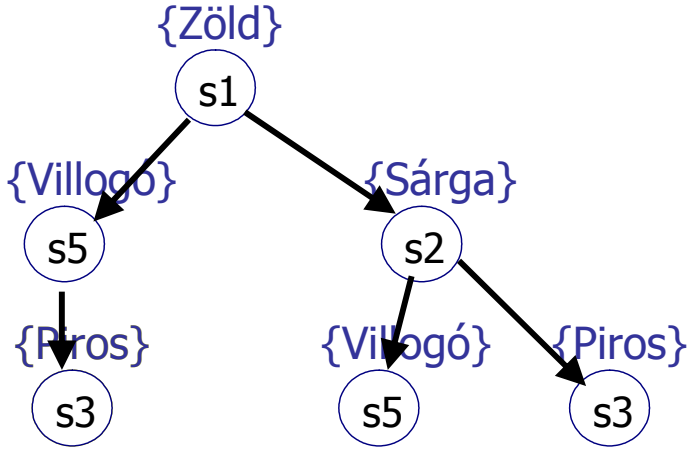
- Elérhetőség:
  Állapotok bekövetkezési sorrendjére vonatkozik
  - Bekövetkezési sorrend: Megfeleltethető a logikai időnek
    - Jelen időpillanat: Aktuális állapot
    - Következő időpillanat(ok): Rákövetkező állapot(ok)
  - Temporális (logikai időbeli, sorrendi) operátorok használhatók a követelmények kifejezésére
- Temporális logikák:
  - Formális rendszer arra, hogy kijelentések igazságának logikai időbeli változását vizsgálhassuk
  - Temporális operátorok: „mindig”, „valamikor”, „mielőtt”, „addig, amíg”, „azelőtt, hogy”, ...

# Temporális logikák osztályozása

- Lineáris:
  - A modell egy-egy végrehajtását (lefutását) tekintjük
  - Minden állapotnak egy rákövetkezője van
  - Logikai idő egy idővonal mentén (állapotsorozat)




- Elágazó:
  - A modell minden lehetséges végrehajtását tekintjük
  - Az állapotoknak több rákövetkezője lehet
  - Logikai idő elágazó idővonalak mentén jelenik meg (számítási fa)



# Temporális logikák modellje

## Hol értelmezhetjük a temporális logikákat?

- Célkitűzés: Állapottér vizsgálata

## Matematikai modell: Kripke-struktúra

- Állapotok lokális tulajdonságait címkézéssel vezettük be

$KS = (S, R, L)$ és $AP$, ahol

$\mathrm{AP} = \{\mathrm{P}, \mathrm{Q}, \mathrm{R}, \ldots\}$ atomi kijelentések halmaza (domén-specifikus)

$\mathrm{S} = \{\mathrm{s}_1, \mathrm{s}_2, \mathrm{s}_3, \ldots \mathrm{s}_n\}$ állapotok halmaza

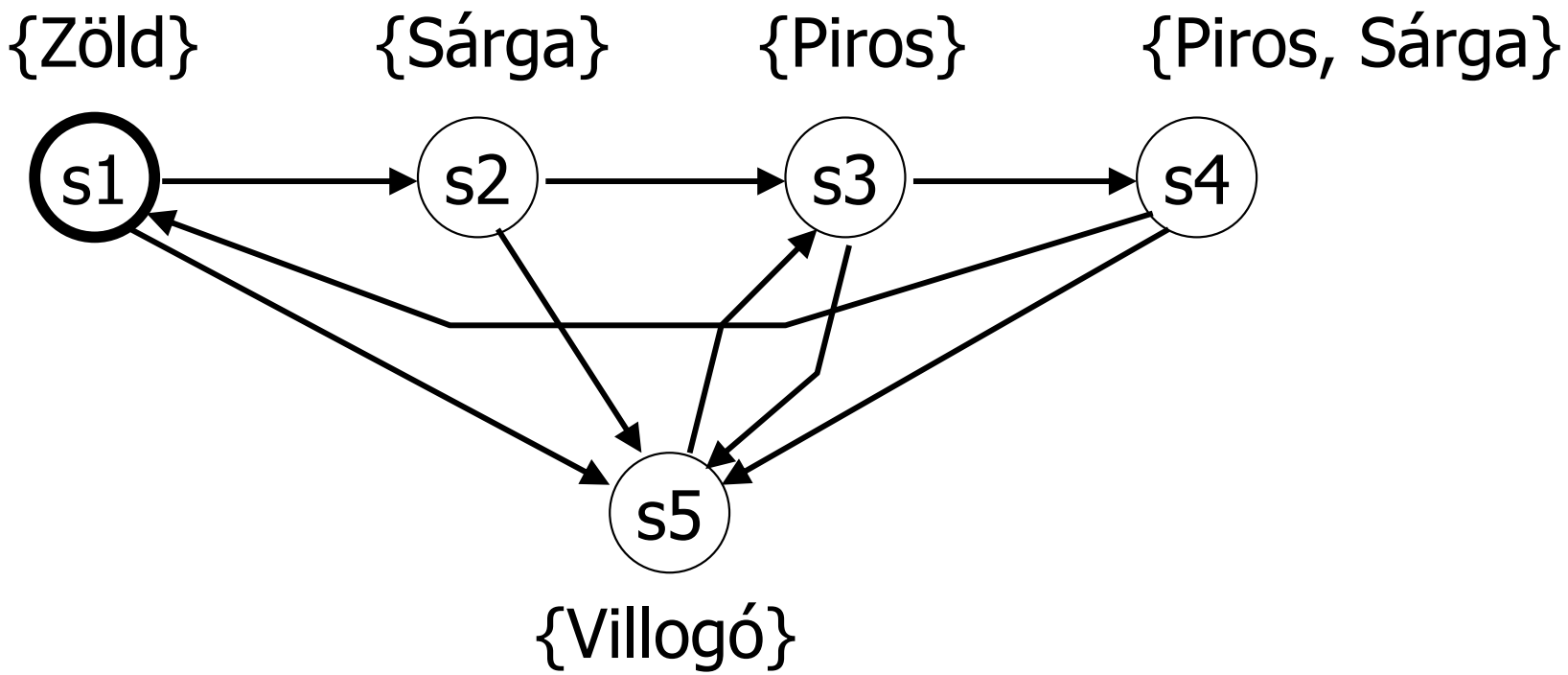
$\mathrm{R} \subseteq \mathrm{S} \times \mathrm{S}$: állapotátmeneti reláció

$\mathrm{L}: \mathrm{S} \to 2^{AP}$ állapotok címkézése atomi kijelentésekkel

# Kripke-struktúra példa

## Közlekedési lámpa vezérlője

- AP={Zöld, Sárga, Piros, Villogó}
- S = {s1, s2, s3, s4, s5}

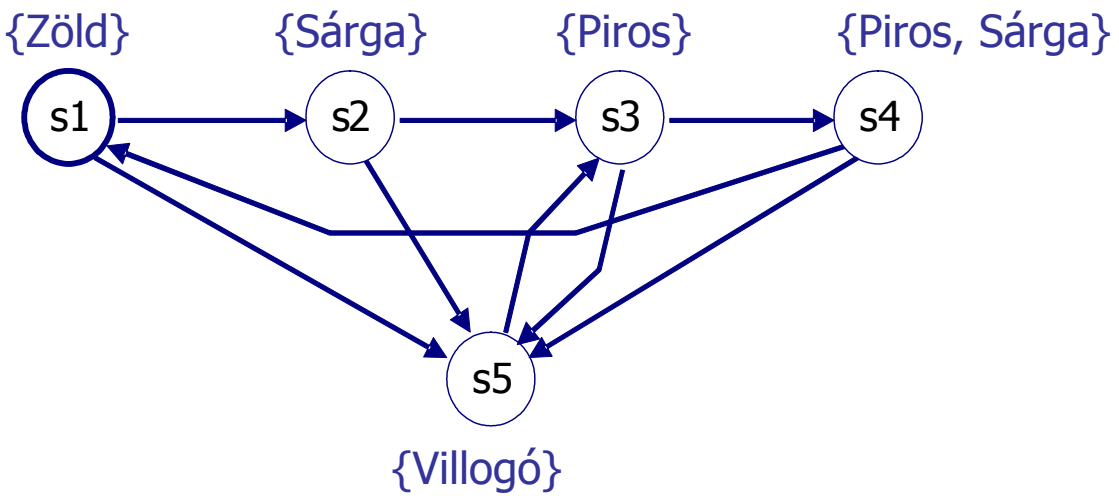


# Lineáris idejű temporális logika: PLTL

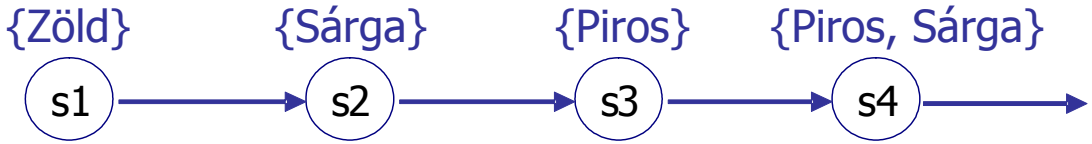
# Lineáris idejű temporális logikák

- A Kripke-struktúra egy-egy útvonalán értelmezhetők
  - Egy-egy „lefutás” (pl. egy konkrét bemenet hatására)

A modell (KS):




Egy útvonal (állapotsorozat):



# PLTL: Egy lineáris idejű temporális logika

PLTL (Propositional Linear Time Temporal Logic)

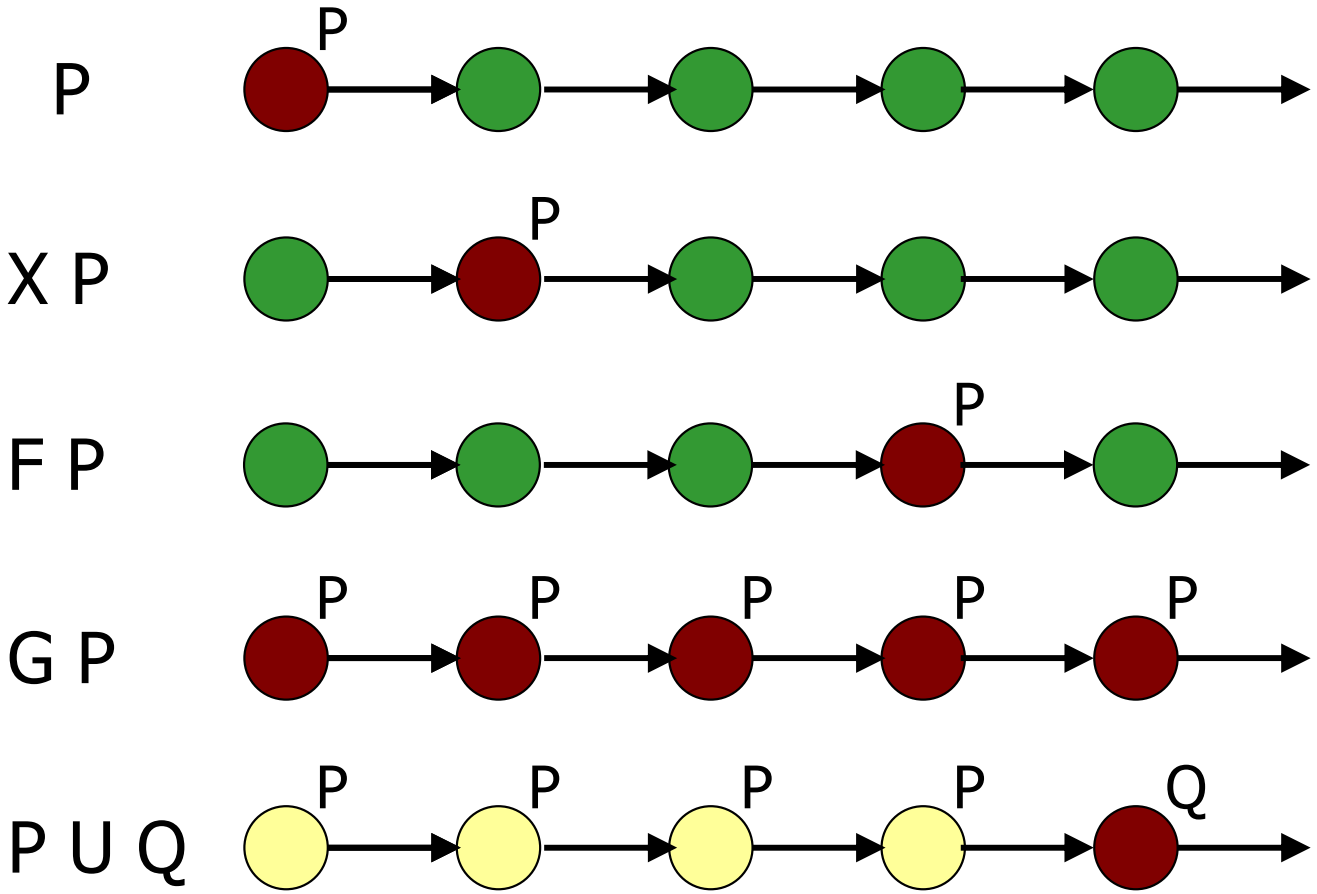
p, q, r, ... kifejezések konstruálása:

- Atomi kijelentések (AP elemei): P, Q, ...
- Boole logikai operátorok: $\wedge$, $\vee$, $\neg$, $\Rightarrow$

  $\wedge$: És, $\vee$: Vagy, $\neg$: Negálás , $\Rightarrow$: Implikáció
- Temporális operátorok: F, G, X, U informálisan:
  - F p: „Future p”, egy elérhető állapotban igaz lesz p
  - G p: „Globally p”, minden elérhető állapotban igaz lesz p
  - X p: „neXt p”, a következő állapotban igaz lesz p
  - p U q: „p Until q”, egy elérhető állapotban igaz lesz q, és addig minden állapotban igaz p

# PLTL temporális operátorok

## Kripke-struktúra egy útvonalán (idővonalán):



# PLTL példák I.

- $p \Rightarrow Fq$

  Ha a kiindulási állapotra p igaz, akkor valamikor (egy későbbi állapotra) q is igaz lesz.

- $G(p \Rightarrow Fq)$

  Minden állapotra fennáll,
  hogy ha p igaz, akkor valamikor q is igaz lesz.
  Pl. bármikor kiadott p kérésre q válasz érkezik.

- $p\ U\ (q \vee r)$

  Itt p igaz, amíg q vagy r igaz nem lesz.
  Pl. az első állapotból kiadott folyamatos p kérést
  q válasz vagy r elutasítás követ.

- $(p \wedge G(p \Rightarrow Xp)) \Rightarrow Gp$

  A matematikai indukció leírása: Mindig teljesül

# PLTL példák II.

- GF p

  Minden állapotra igaz, hogy ebből indulva valamikor p igaz lesz.

  - Nem találunk olyan állapotot, ami után p tulajdonságú állapot ne lenne elérhető.
  - Pl. minden állapotból a p tulajdonságú kezdőállapotba vihető a rendszer.

- FG p

  Valamikor olyan állapotba kerül a rendszer, hogy azontúl p folyamatosan igaz lesz.

  - Pl. kezdeti tranziens után a p tulajdonságú üzemi állapotokba kerül a rendszer.

# PLTL nyelv formális kezelése

- Az eddigiek csak informális bevezetést adtak
  Kérdések vetődhetnek fel:
  - F p igaz-e, ha p rögtön az első állapotban igaz?
  - p U q igaz-e, ha q az első állapotban igaz?
- Az automatikus ellenőrzést is lehetővé tevő precíz megadáshoz szükséges:
  - Formális szintaxis szabályok:
    Mik az érvényes PLTL kifejezések?
  - Formális szemantika szabályok:
    Adott modellen mikor igaz egy PLTL kifejezés?

# PLTL formális szintaxis

Az érvényes PLTL kifejezések halmaza a következő szabályokkal képezhető:

- **L1**: Minden P atomi kijelentés egy kifejezés.
- **L2**: Ha p és q egy-egy kifejezés,
  akkor $p \wedge q$ illetve $\neg p$ is
- **L3**: Ha p és q egy-egy kifejezés,
  akkor p U q illetve X p is

Operátorok precedenciája növekvő sorrendben:

$\equiv, \Rightarrow, \vee, \wedge, \neg$, (X,U)

# „Kimaradt” operátorok

- true  minden állapotra igaz („beépített”)
  false egy állapotra sem igaz
- $p \vee q$  jelentése  $\neg((\neg p)\wedge(\neg q))$
  $p \Rightarrow q$ jelentése $(\neg p) \vee q$
  $p \equiv q$  jelentése  $(p \Rightarrow q)\wedge(q \Rightarrow p)$
- F p jelentése true U p
  G p jelentése $\neg F(\neg p)$
- „Mielőtt” operátor (before):
  p WB q = $\neg((\neg p)$ U q)  (weak before)
  p B q = $\neg((\neg p)$ U q) $\wedge$ F q  (strong before)

Informálisan:
Nem igaz, hogy nem fordul elő p a q előtt

# PLTL szemantika: Jelölések

- $M=(S, R, L)$ Kripke-struktúra
- $\pi=(s_0, s_1, s_2,\ldots)$ az M egy útvonala, ahol $s_0$ a kezdőállapot és $\forall i\geq 0: (s_i, s_{i+1})\in R$
  - $\pi^i=(s_i, s_{i+1}, s_{i+2},\ldots)$ a $\pi$ útvonal szuffixe i-től
- $M,\pi \models p$ jelöli:
  az M modellben a $\pi$ útvonalon igaz p

# PLTL szemantika

A szintaxis szabályok alapján képzett kifejezésekhez megadható a formális szemantika:

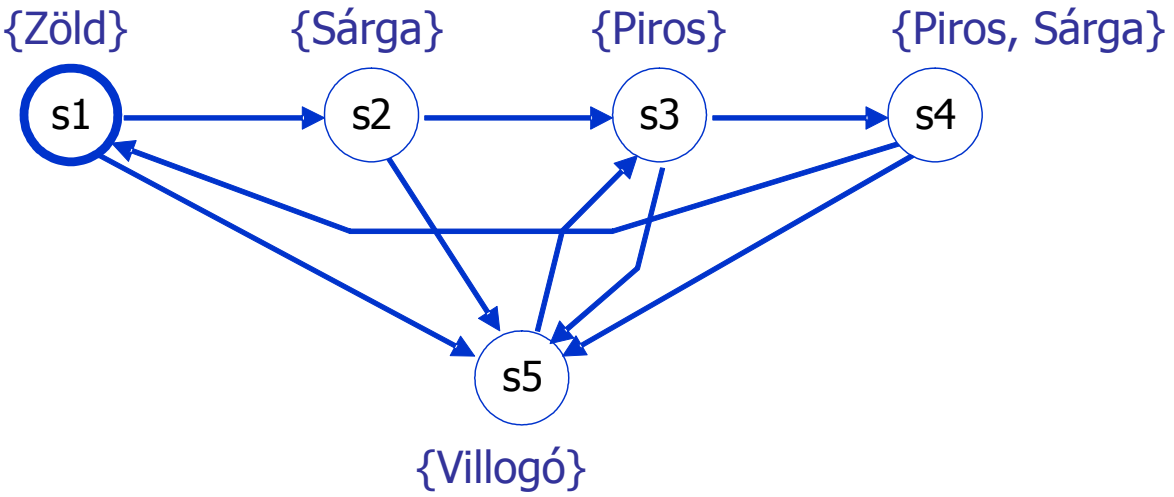
- **L1**: $M,\pi \models P$ a.cs.a. $P \in L(s_0)$
- **L2**: $M,\pi \models p \wedge q$ a.cs.a. $M,\pi \models p$ és $M,\pi \models q$
  $M,\pi \models \neg q$ a.cs.a. $M,\pi \models q$ nem igaz.
- **L3**: $M,\pi \models (p\ U\ q)$ a.cs.a.

$$\exists j \geq 0 : (\pi^j \models q \text{ valamint } \forall 0 \leq k < j : \pi^k \models p)$$

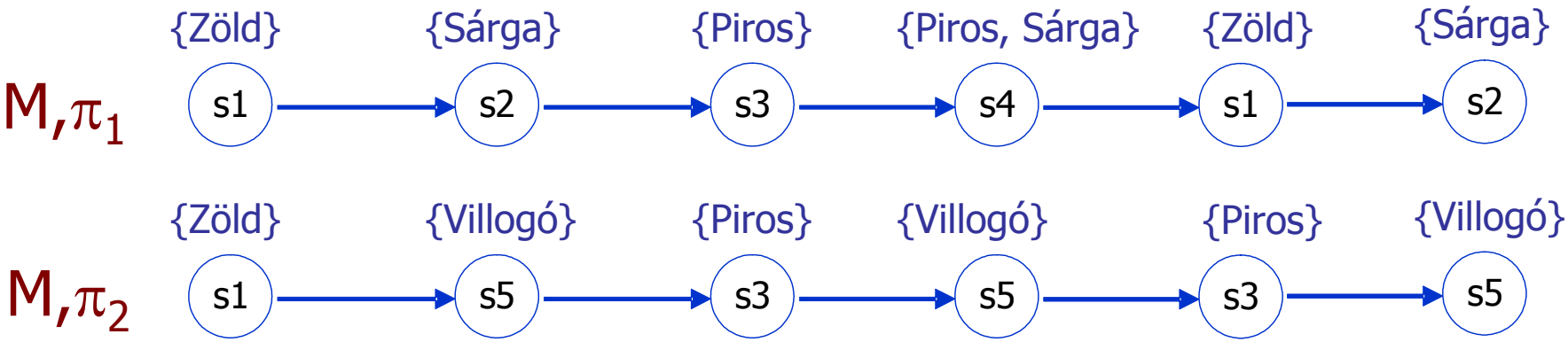
$M,\pi \models X\ p$ a.cs.a. $\pi^1 \models p$

# PLTL kifejezések értelmezése: Példák

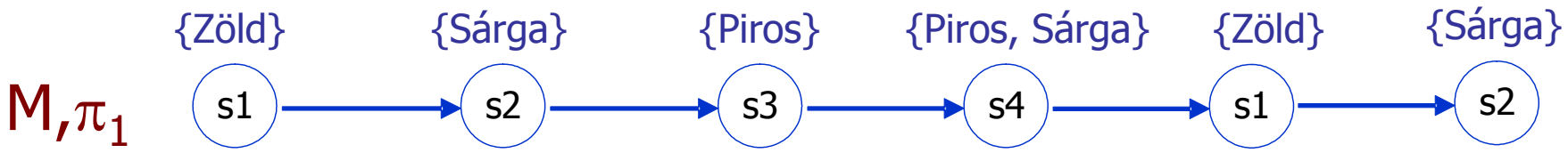
- M Kripke-struktúra:




- Útvonalak:

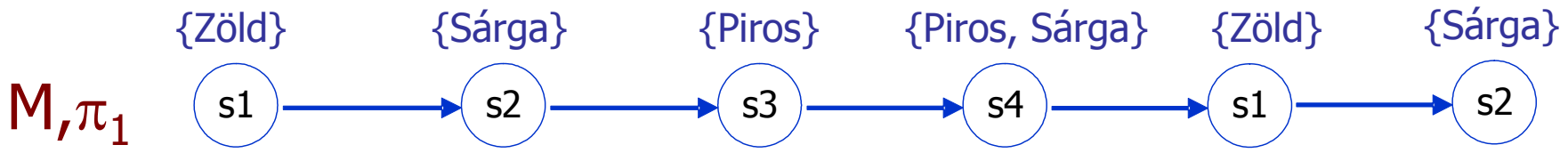


# Példák (folytatás)

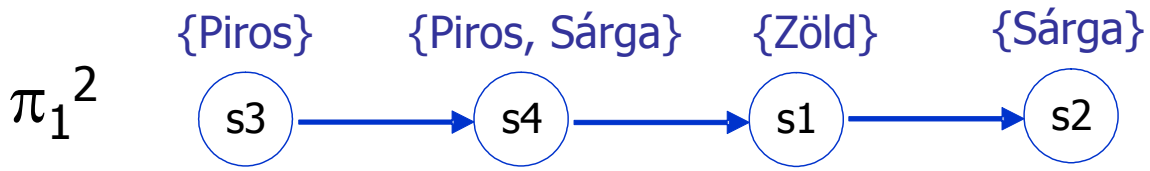



- $M,\pi_1 \models$ Zöld, mert Zöld a kezdőállapot címkéje
- Piros nem igaz $M,\pi_1$ esetén,
  mert nem Piros a kezdőállapot címkéje
- Zöld U Piros nem igaz $M,\pi_1$ esetén,
  mert a Sárga közbeszól
- $M,\pi_1 \models$ F Piros,
  mert elérhető olyan állapot, ahol Piros a címke,
  Pontosabban: Van olyan szuffix, amely esetén
  Piros a kezdőállapot címkéje.

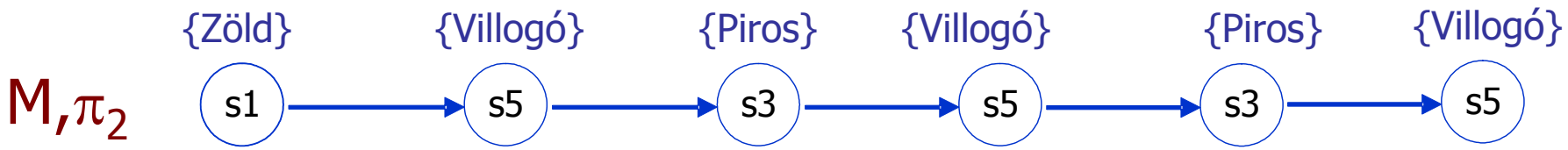
# Példák (folytatás)



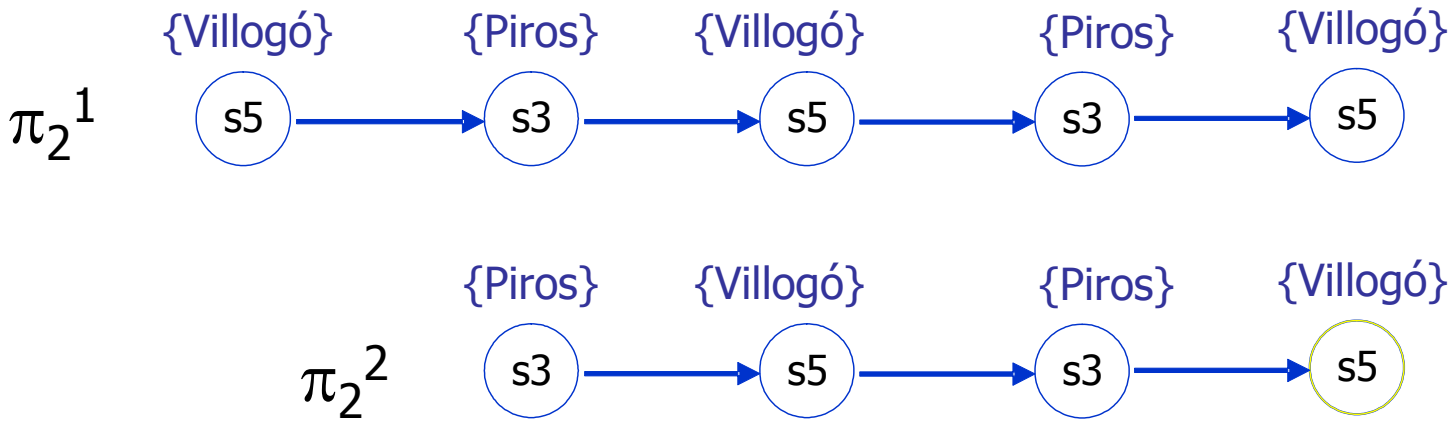

- $M,\pi_1 \models F$ (Piros U Zöld) igaz,
  mert van olyan szuffix,
  amire teljesül a (Piros U Zöld):



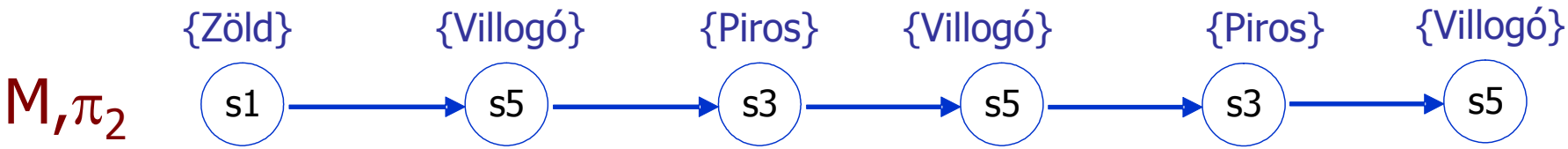
# Példák (folytatás)



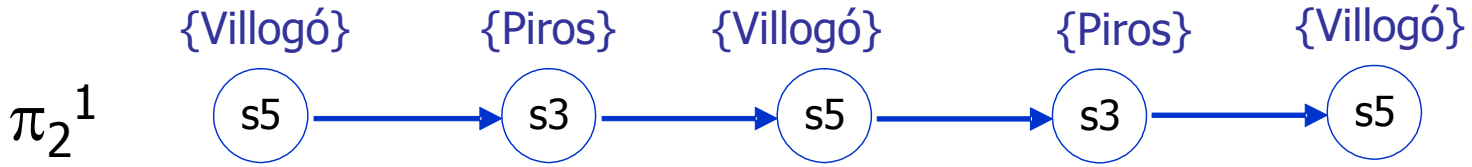

- $M,\pi_2 \models F$ (Villogó $\Rightarrow$ X Piros),
  mert van olyan szuffix, hogy Villogó $\Rightarrow$ X Piros igaz



# Példák (folytatás)




- $M,\pi_2 \models X\ F\ (XX\ Piros)$, mert az első szuffixre:




F (XX Piros) teljesül, mert
$\pi_2^1$-nek van olyan szuffixe, ahol XX Piros igaz:

# Követelmények formalizálása: Példa

Adott egy klímaberendezés, aminek a következő üzemmódokat kell biztosítania:

AP={Kikapcsolva, Bekapcsolva, Elromlott, GyengénHűt, ErősenHűt, Fűt, Szellőztet}

- Egy-egy állapothoz több címke tartozhat!
- A követelmény formalizálás fázisában a teljes viselkedést még nem ismerjük (azt a követelményeknek megfelelően kell majd megterveznünk)

# Példa (folytatás)

AP={Kikapcsolva, Bekapcsolva, Elromlott, GyengénHűt, ErősenHűt, Fűt, Szellőztet}

- A klímát be fogják kapcsolni:
  F (Bekapcsolva)
- A klíma előbb-utóbb mindig elromlik:
  G F (Elromlott)
- Ha a klíma elromlik, mindig megjavítják:
  G (Elromlott $\Rightarrow$ F ($\neg$Elromlott))
- Ha a klíma elromlott, nem fűthet:
  G ($\neg$(Elromlott $\wedge$ Fűt))

# Példa (folytatás)

AP={Kikapcsolva, Bekapcsolva, Elromlott, GyengénHűt, ErősenHűt, Fűt, Szellőztet}

- A klíma csak úgy romolhat el, ha be volt kapcsolva:

  G ( X Elromlott $\Rightarrow$ Bekapcsolva)
- A fűtési fázis befejezésekor szellőztetni kell:

  G ((Fűt $\wedge$ X($\neg$Fűt)) $\Rightarrow$ X (Szellőztet))

  és ha elromlott?

  G ((Fűt $\wedge$ X($\neg$Fűt)) $\Rightarrow$ X (Szellőztet $\vee$ Elromlott))
- Szellőztetés után mindaddig nem hűthet erősen, míg egy gyenge hűtéssel nem próbálkozott:

  G ((Szellőztet $\wedge$ X($\neg$Szellőztet)) $\Rightarrow$
  X($\neg$ErősenHűt U GyengénHűt))

# PLTL modell kiterjesztése LTS-re

- LTS, Labeled Transition System
- Állapotátmenetek címkézhetők egy-egy ún. akcióval, egy átmeneten csak egy akció szerepelhet
- Állapotátmenetek tulajdonságait fejezzük ki

$LTS = (S, Act, \rightarrow)$, ahol

$S = \{s_1, s_2, \ldots s_n\}$ állapotok halmaza

$Act = \{a, b, c, \ldots\}$ akciók (címkék) halmaza

$\rightarrow \subseteq S \times Act \times S$ címkézett állapotátmenetek

Állapotátmenetek szokásos jelölése: $s_1 \xrightarrow{a} s_2$

# PLTL értelmezése LTS-en

A struktúra bővülése:

- $\pi = (s_0, a_1, s_1, a_2, s_2, a_3, \ldots)$

A szintaxis módosítása:

- **L1***: Ha a egy akció, akkor (a) egy PLTL kifejezés.

A kapcsolódó szemantikai szabály:

- **L1***: $M,\pi \models (a)$ a.cs.a. $a_1=a$
  ahol $a_1$ az első akció $\pi$-ben.

Ilyen módon üzenetküldéssel kommunikáló rendszerek tulajdonságai is megfogalmazhatók.

# PLTL összefoglalás

- Követelmények megfogalmazása
- Temporális logikák
- Lineáris idejű temporális logikák
- PLTL
  - Operátorok (intuitív)
  - Formális szintaxis
  - Formális szemantika
- PLTL kifejezések értelmezése
- Követelmények formalizálása