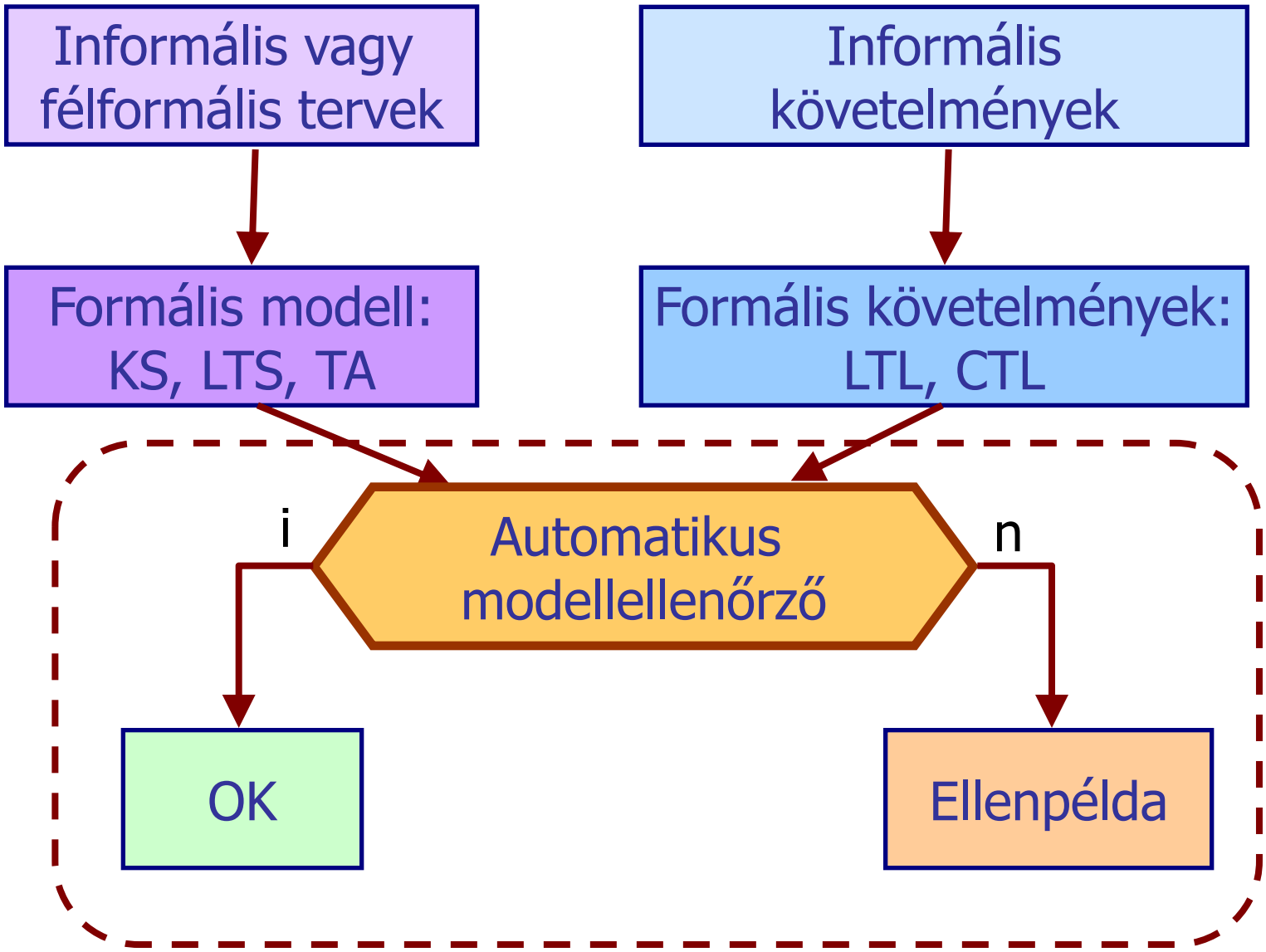
Modellellenőrzés

dr. Majzik István
BME Méréstechnika és Információs Rendszerek Tanszék

Mit szeretnénk elérni?

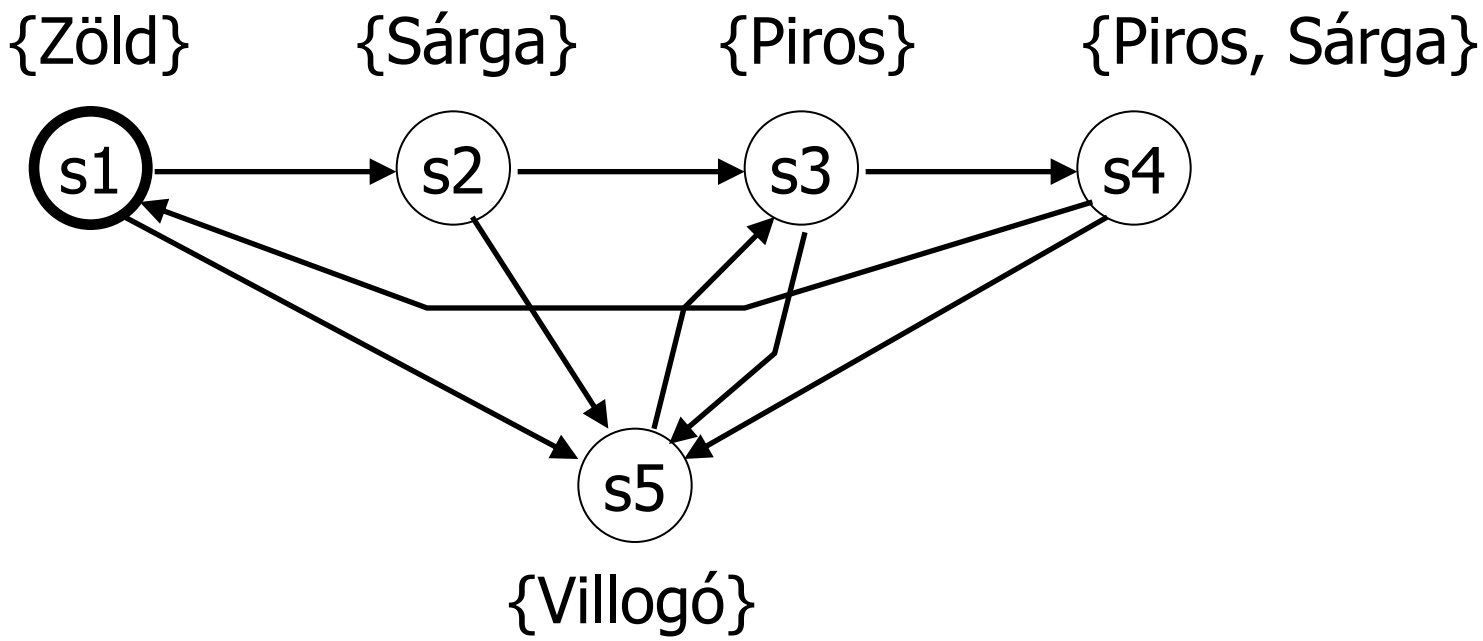


Ismétlés: Kripke-struktúra

M = (S, R, L)

Példa: Közlekedési lámpa vezérlője

- AP = {Zöld, Sárga, Piros, Villogó}

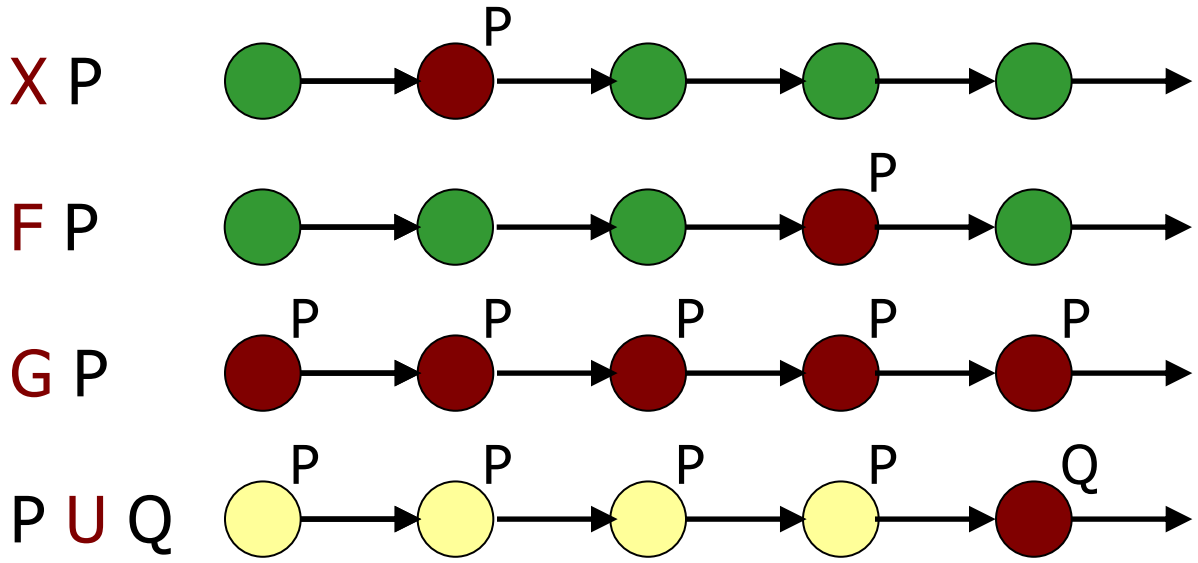


Ismétlés: Lineáris idejű temporális logika: PLTL

PLTL elemei:

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

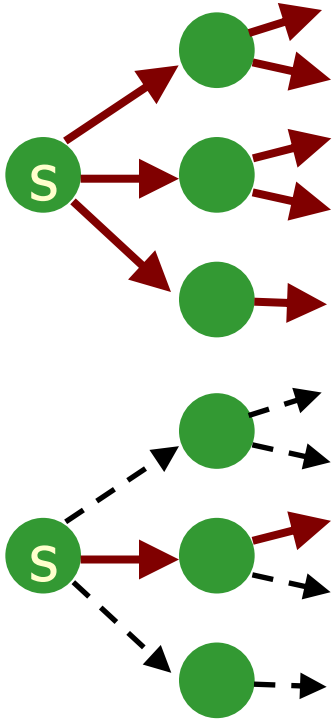
  $\wedge$: És, $\vee$: Vagy, $\neg$: Negálás , $\Rightarrow$: Implikáció
- Temporális operátorok: X, F, G, U:



Ismétlés: Elágazó idejű temporális logika: CTL*

CTL* elemei:

- Útvonal kvantorok:
  - A: „for All futures”, minden lehetséges útra az adott állapotból kiindulva
  - E: „Exists future”, „for some future”, legalább egy útra az adott állapotból kiindulva



- Útvonalakon kiértékelhető operátorok (mint PLTL):
  - X p, F p, G p, p U q

Ismétlés: Elágazó idejű temporális logika: CTL

CTL elemei:

Állapotokon kiértékelhető összetett operátorok

- EX p: létezik útvonal, aminek következő állapotán p
- EF p: létezik útvonal, aminek egy állapotán p
- EG p: létezik útvonal, aminek minden állapotán p
- E(p U q): létezik útvonal, amin p amíg q

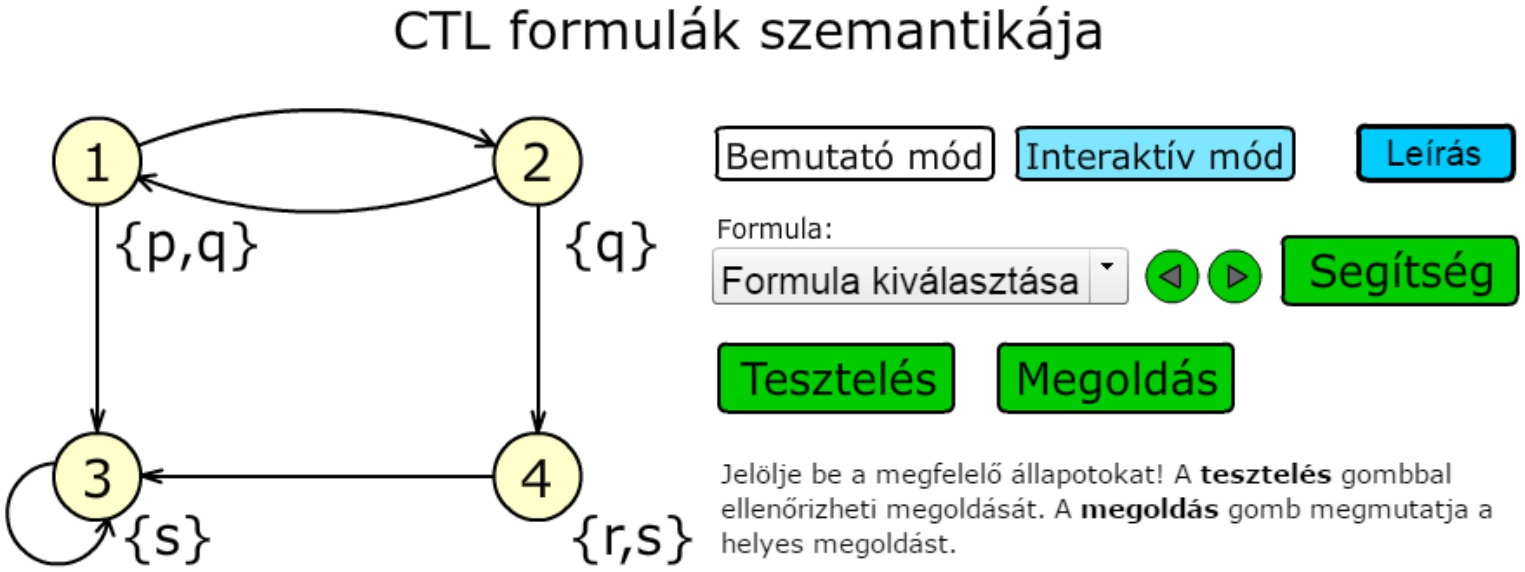
- AX p: minden útvonal következő állapotán p
- AF p: minden útvonal egy-egy elérhető_állapotán p
- AG p: minden útvonal minden állapotán p
- A(p U q): minden útvonalon p amíg q

CTL temporális logika gyakorlása

Szegedi Tudományegyetem

http://www.inf.u-szeged.hu/~zlnemeth/verifikacio/ctl.html

- Interaktív mód, formula kiválasztása, állapotokra kattintás
- Helyes-e az eredmény: „Tesztelés”
- Mi a helyes eredmény: „Megoldás”



Az előadás áttekintése

Hogyan működik a modellellenőrzés?

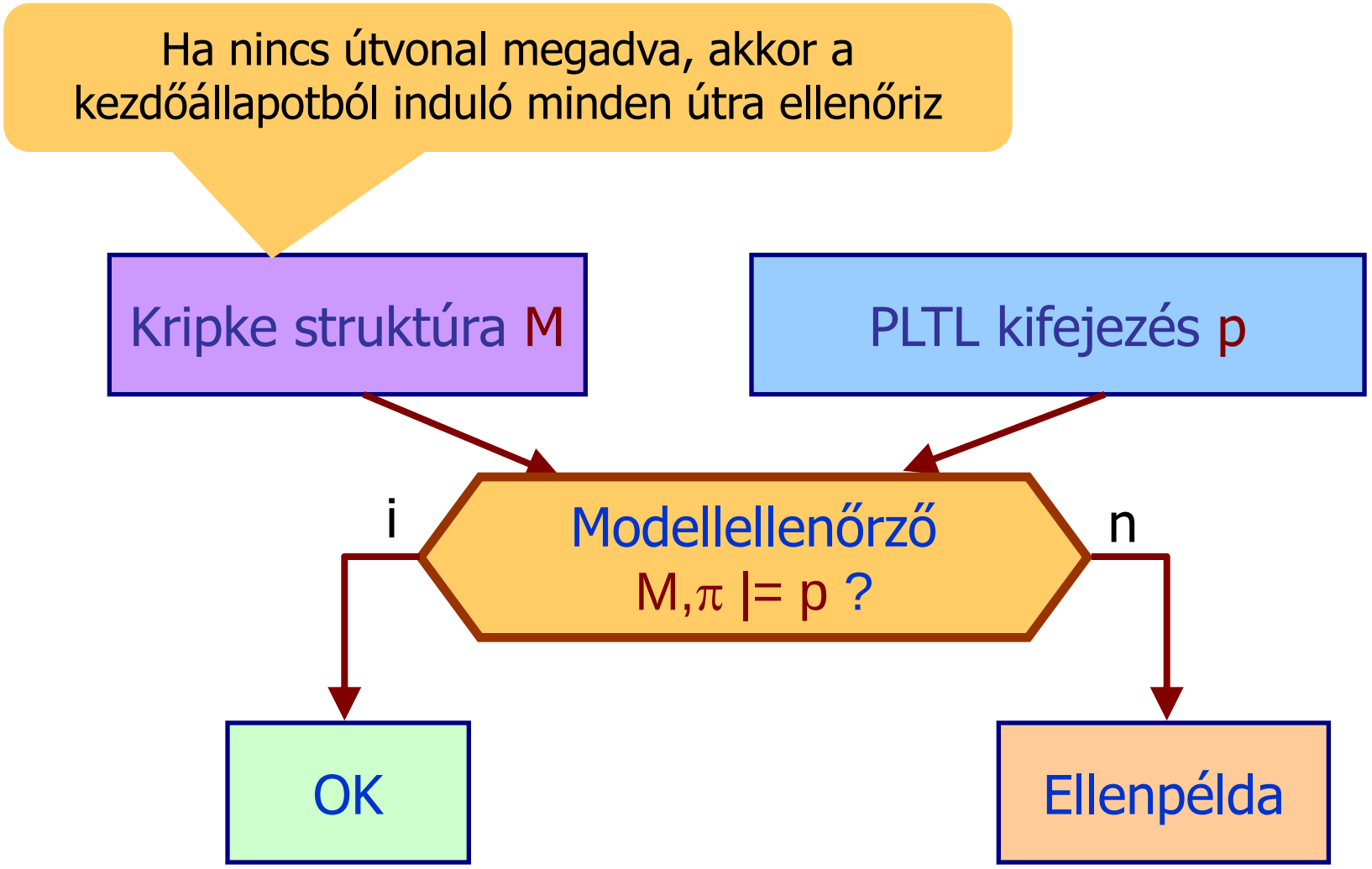
- A modellellenőrzés technikái
  - PLTL modellellenőrzés: Tabló módszer
  - CTL modellellenőrzés: Szemantika alapú módszer

Miért jó ezt tudni?

- Lehetőségek, komplexitás felmérése
  - Korlátok felderítése (pl. ellenőrizhető modellek mérete)
  - Hatékony megvalósítás (10^{69000} állapot? – ld. köv. ea.!)
- Érdekes alkalmazások
  - Automatikus teszteset-generálás
  - Futásidejű monitorok szintézise

PLTL modellellenőrzés tabló módszerrel

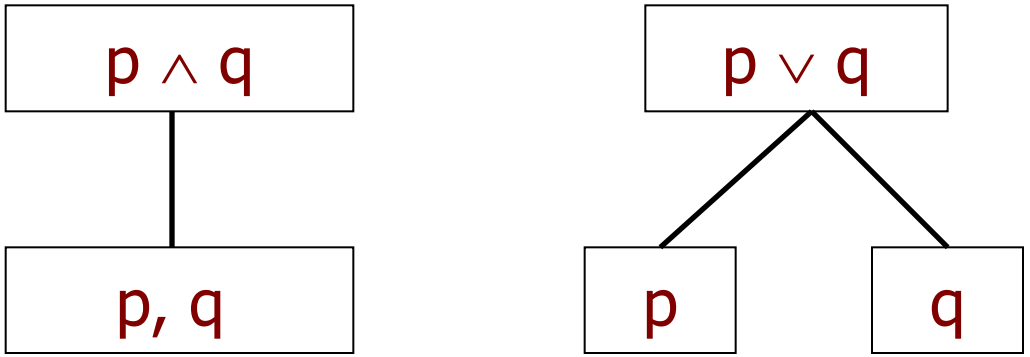
A modellellenőrzés feladata



Bevezető: Tabló módszer a Boole logika esetén

Kérdés: Hogyan tehető igazzá egy adott kifejezés (Boole-függvény)?

- Alapötlet: A logikai kifejezés felbontása egy fa struktúrában (ez a tabló)
  - Csomópontok: Kifejezések, amelyeket igazzá akarunk tenni
  - Élek képzése: Felbontási szabályokkal az operátorok jelentése alapján
  - ÉS operátor: Részkifejezések listába gyűjtése (mindegyik igaz kell legyen)
  - VAGY operátor: Elágazás a fában (többféleképpen igazzá tehető)
- A felbontás előtt a kifejezést ún. negált normál formára kell hozni: Negálás ne legyen összetett kifejezések előtt, csak változók előtt
  - de Morgan azonosságok: $\neg(p \vee q)=(\neg p)\wedge(\neg q)$, $\neg(p \wedge q)=(\neg p)\vee(\neg q)$
- Kifejezés felbontási szabályok Boole logika esetén:



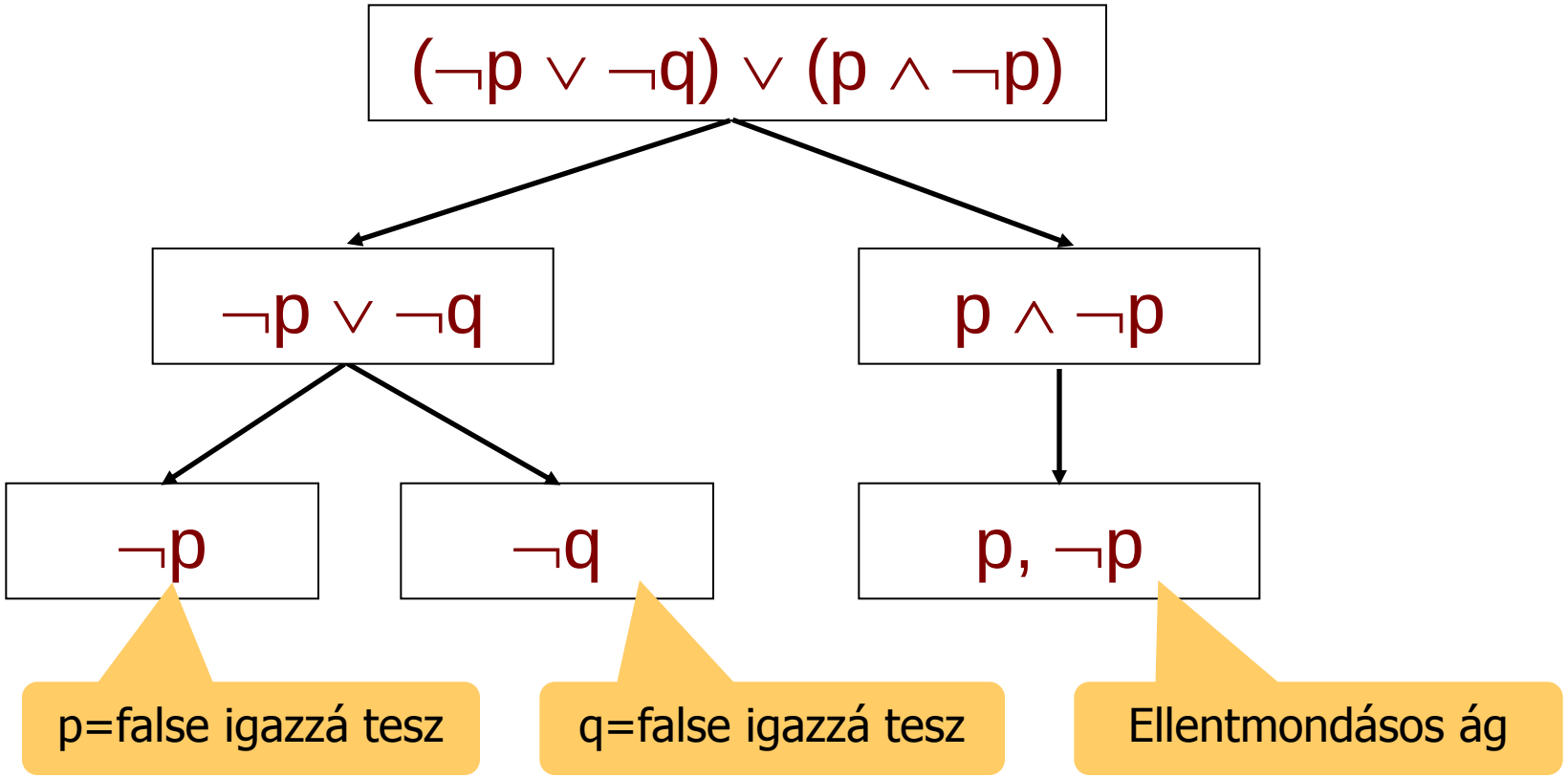
Bevezető: A tabló kiértékelése a Boole logika esetén

Meddig folytassuk a felbontást?

- Egy ág (felbontás) terminálása:
  - Operátor nem maradt, csak ponált vagy negált változók listája
  - A lista minden elemét igazzá kell tenni a változók behelyettesítésével (a ponált igaz, a negált hamis értéket kap)
- Egy-egy ág terminálása után:
  - Ellentmondásos ág: Ugyanaz a változó ponált és negált formában is előfordul; nincs konzisztens behelyettesítés
    - Pl. p, $\neg$p lista ellentmondás, egyszerre nem lehet igaz a két kifejezés
  - Sikeres ág: Nincs ellentmondás; a lista minden eleme igazzá tehető behelyettesítéssel
    - Pl: p, $\neg$q lista: p igaz, q hamis az a behelyettesítés, ami igazzá teszi
    - Az így adódó behelyettesítéssel a kezdeti kifejezés igazzá tehető
- A fa sikeres ágai jelölik ki, hogyan tehető igazzá a kifejezés

Bevezető: Egy tabló konstruálása Boole logika esetén

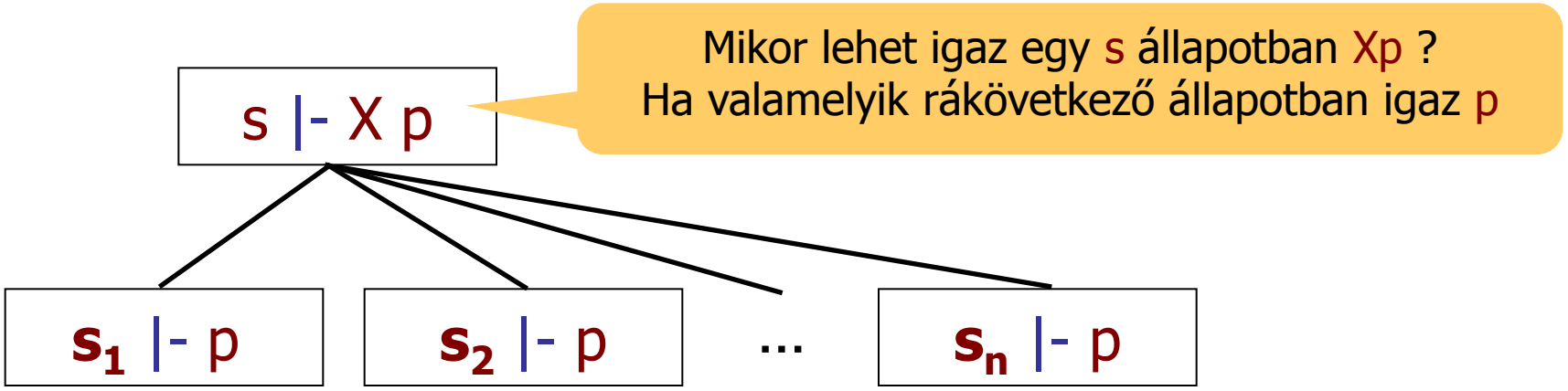
- Eredeti kifejezés: $\neg(p \wedge q) \vee \neg(\neg p \vee p)$
- Negálás bevitele: $(\neg p \vee \neg q) \vee (p \wedge \neg p)$
- Tabló konstruálás:



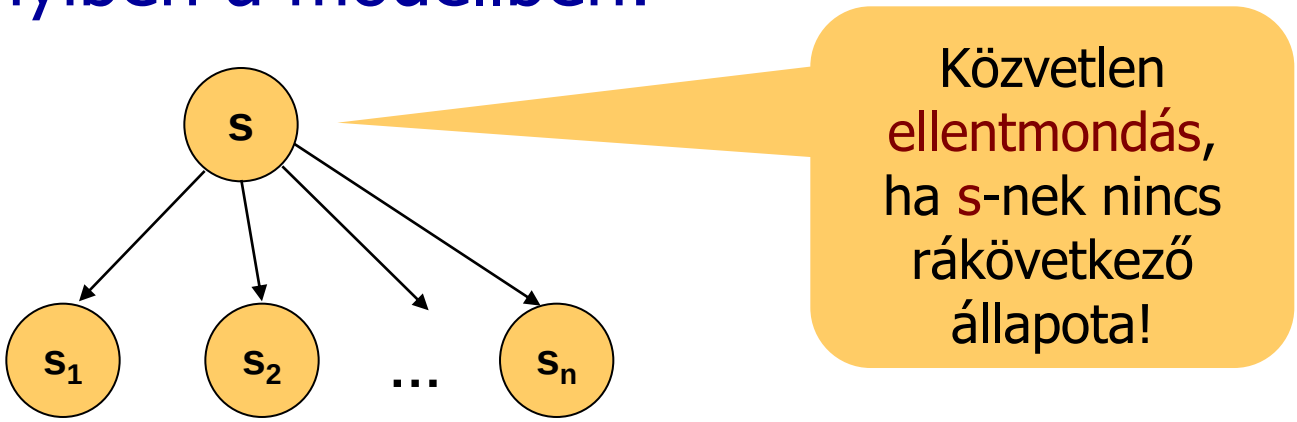
A tabló kiterjesztése PLTL-re

- Modellellenőrzés: Ellenpéldát keres adott kifejezéshez, tehát az eredeti PLTL kifejezés negáltjából készül a tabló!
  - A negált kifejezésből kell negált normál formát képezni
  - Ha van sikeres (nem ellentmondásos) ág, az ellenpéldát ad
  - Ha minden ág ellentmondásos, akkor az eredeti kifejezés igaz
- Új felbontási szabályok kellenek a temporális operátorokhoz
  - Újdonság: A felbontás a modell alapján végezhető (állapotokon)
  - Jelölés: s |- p jelöli, hogy p igazságát keressük s állapotból indulva
- Atomi kijelentések kezelése:
  - s |- P sikeres, ha $P \in L(s)$
  - s |- P ellentmondásos, ha $P \notin L(s)$
  - s |- $\neg$P sikeres, ha $P \notin L(s)$
- Temporális operátorok:
  - X és U felbontása elég (a többiek ezekkel kifejezhetők, ld. szintaxis)

Felbontás az X operátor esetén



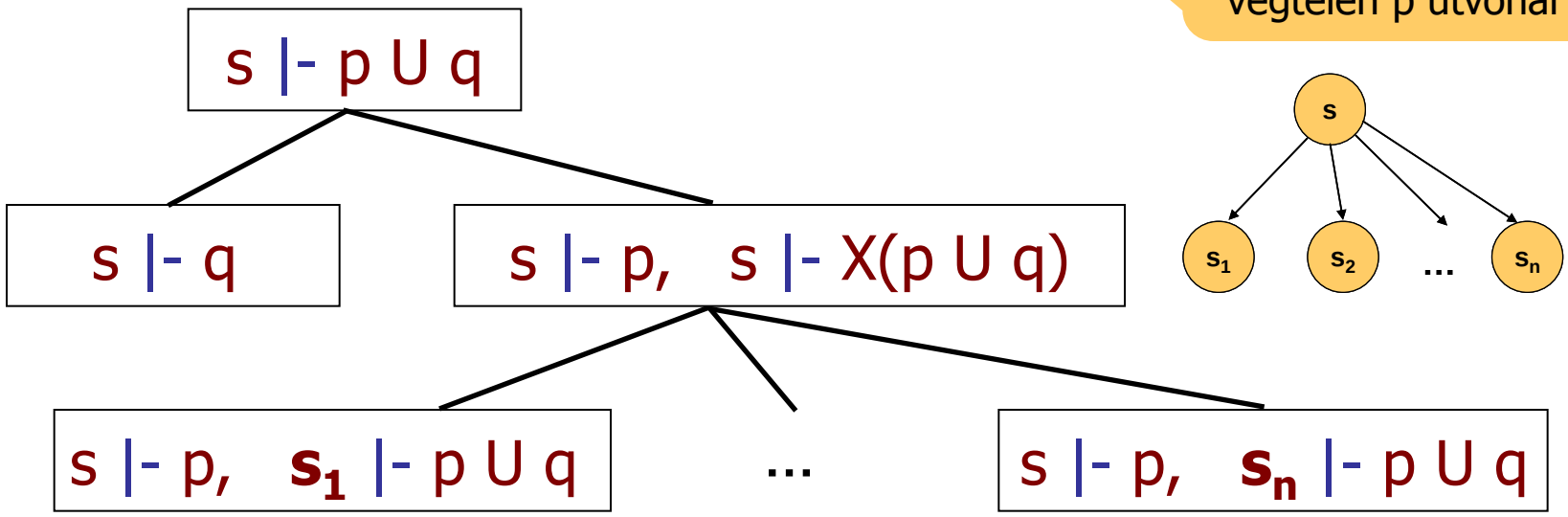
amennyiben a modellben:



Felbontás az U operátor esetén

- Felhasználjuk: $p \; U \; q = q \vee (p \wedge X \; (p \; U \; q))$

Külön figyelni kell: véges útvonal, végtelen p útvonal



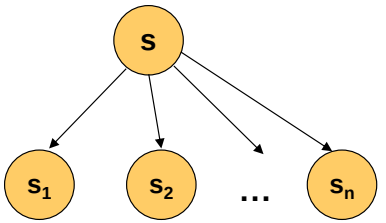
- A felbontás meddig folytatódik?
  - Ellentmondásra jutunk:
    - Atomi kijelentésre vonatkozó lokális állítás nem teljesül
    - X operátor van, de az útvonal véget ér q teljesülése nélkül
    - Ciklus alakul ki p teljesülésével, de q teljesülése nélkül
  - Sikeres ágak (itt ellenpéldát adnak):
    - Atomi kijelentésekre vonatkozó állítások listája teljesül
    - Ciklus alakul ki, és nincs ellentmondás

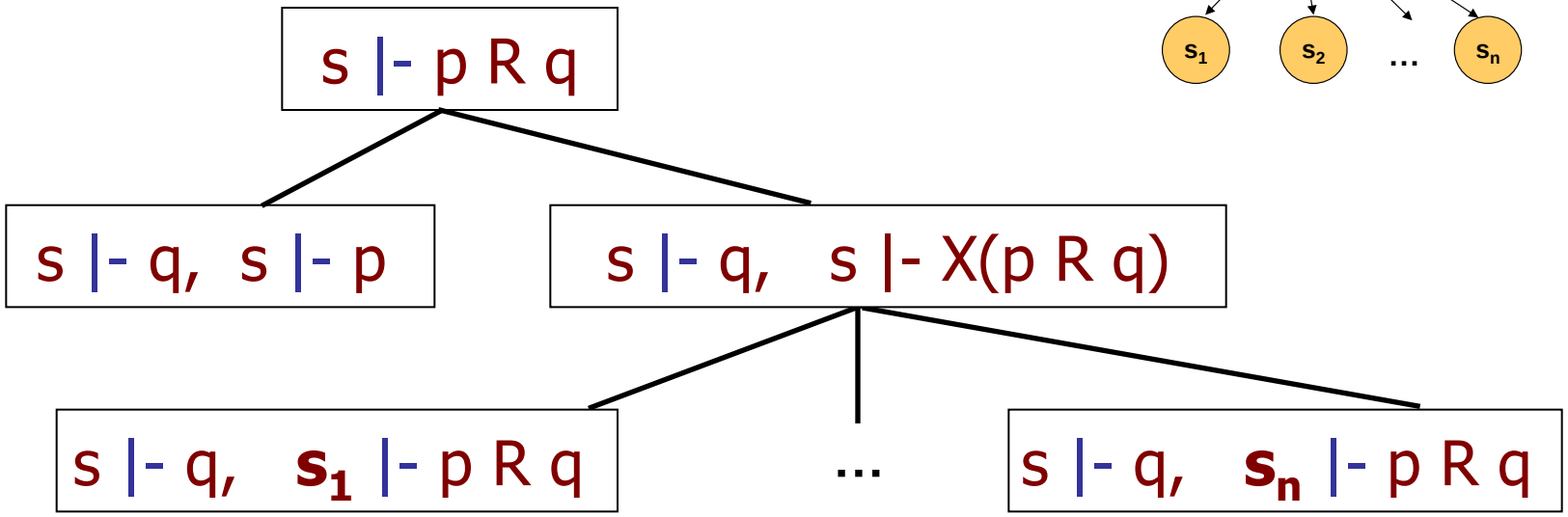
Egy speciális operátor: R

- Negált normál formára hozás az U operátor esetén:
  $\neg(p\ U\ q) = ?$
  - Bevezethető az U operátor „duálisa”, az R (Release)

$$\neg(p\ U\ q) = (\neg p)\ R\ (\neg q)$$

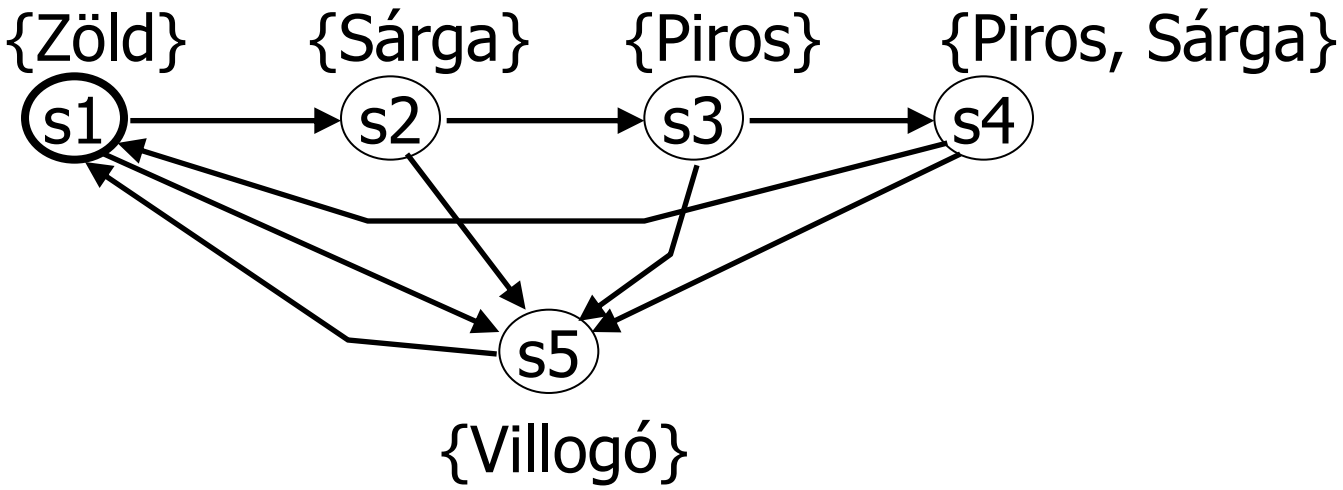
  - Felírható: $p\ R\ q = q \wedge (p \vee X\ (p\ R\ q))$
- Az R operátor tablója:





Egy példa: A modell és a PLTL kifejezés

- A közlekedési lámpa vezérlő egy modellje (KS)
- Igaz-e, hogy ha a lámpa a kezdeti állapotban Zöld, akkor előbb-utóbb Piros lesz?
  - Az ellenőrizendő PLTL kifejezés: Zöld $\Rightarrow$ F Piros

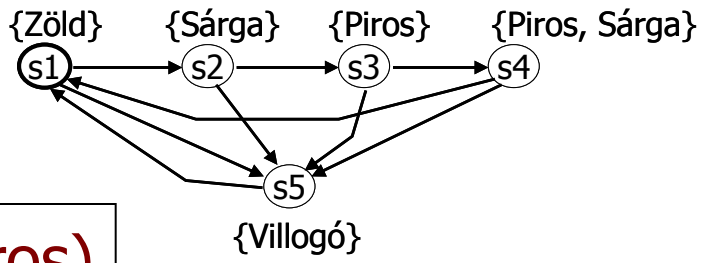


A modell alapján „kézzel” tudunk-e ellenpéldát adni?

Egy példa: A kifejezés tablója (1)

- A kifejezés negálása: $s_1 \vdash \neg(\text{Zöld} \Rightarrow \text{F Piros})$
- Negált normál forma ($P \Rightarrow Q = \neg P \vee Q$ alapján):

  $\neg(\text{Zöld} \Rightarrow \text{F Piros}) = \text{Zöld} \wedge \neg\text{F Piros} = \text{Zöld} \wedge \text{G}(\neg\text{Piros})$
- A tabló konstruálása:



s1 állapotban van Zöld címke

s1 |- Zöld ∧ G(¬Piros)

s1 |- Zöld, s1 |- G(¬Piros)

Egyszerűsített jelölés (s1 |- Zöld teljesült, kimarad)

s1 |- G(¬Piros)

Folytatódik a következő dián!

Egy példa: A kifejezés tablója (2)

s1 állapotban nincs Piros

s1 állapot után s2 vagy s5 jöhet

s2 állapotban nincs Piros

s2 után s3 vagy s5

Ellent-mondásos ág, s3-ban van Piros

s1 |- G(¬Piros)

s1 |- ¬Piros, XG(¬Piros)

s1 |- XG(¬Piros)

s2 |- G(¬Piros)

s2 |- ¬Piros, XG(¬Piros)

s2 |- XG(¬Piros)

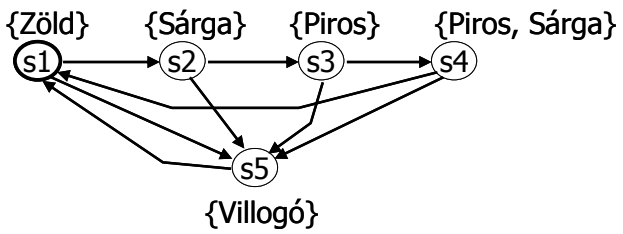
s3 |- G(¬Piros)

s3 |- ¬Piros, XG(¬Piros)

s5 |- G(¬Piros)

s5 |- ¬Piros, XG(¬Piros)

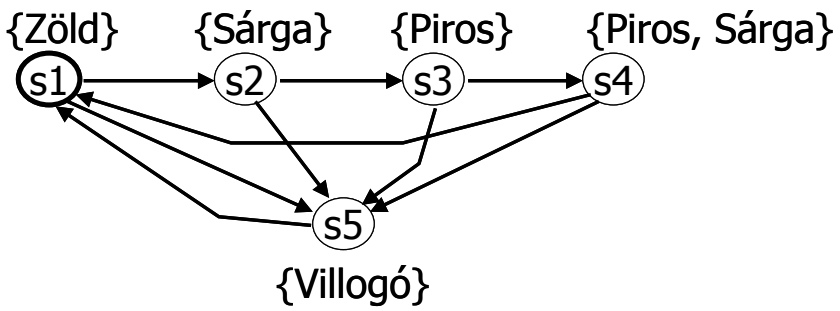
s5 |- XG(¬Piros)



Ellentmondás nélküli ciklusok:
s1, s5, …
s1, s2, s5, …

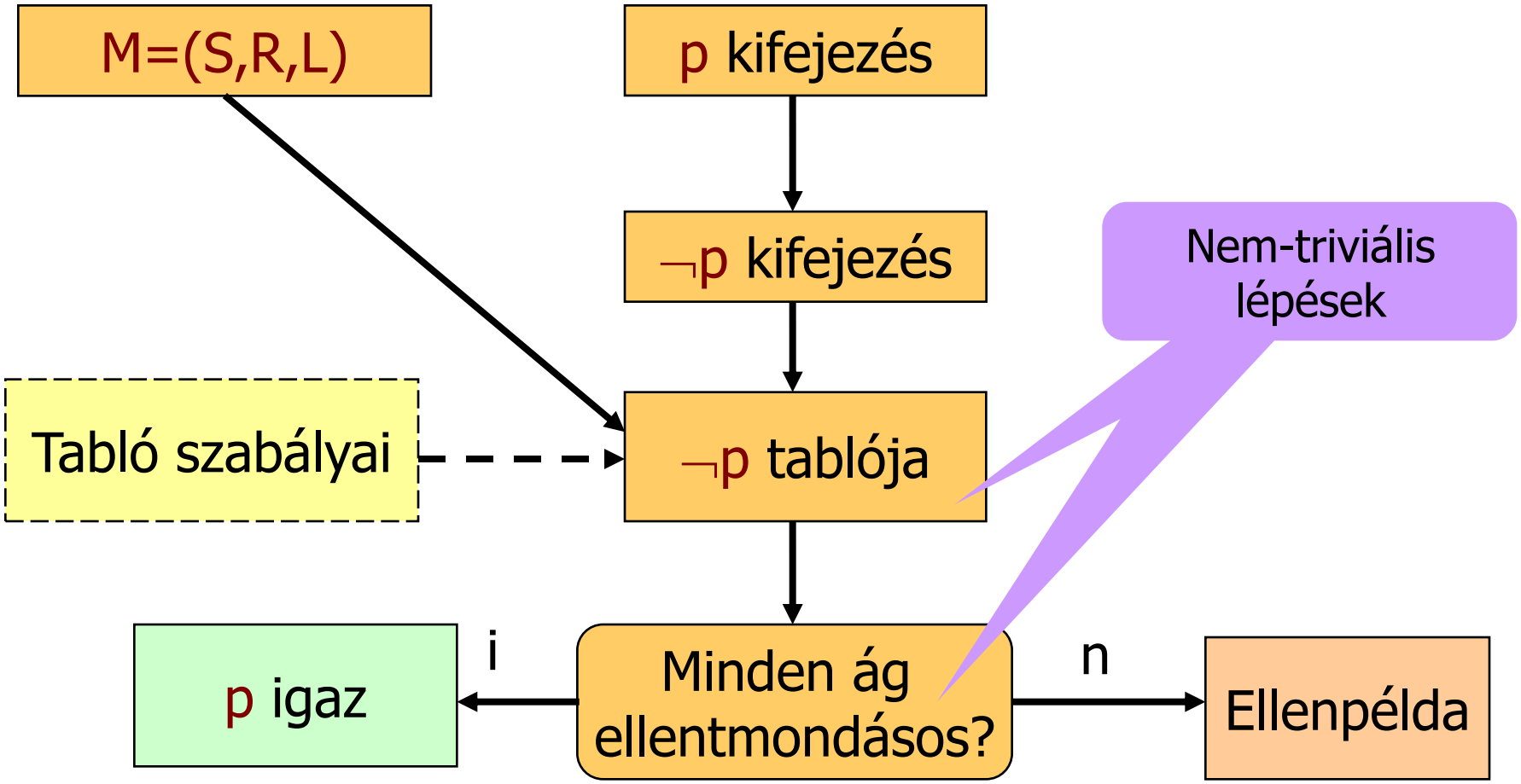
Egy példa: A modellellenőrzés eredménye

- A tabló eredménye a negált kifejezésre:
  - Egy ellentmondásos ág
  - Két ellentmondás nélküli ciklus
- Következtetés:
  - Vannak olyan lefutások, ahol a negált kifejezés teljesül:
    Ciklus 1: s1, s2, s5, …
    Ciklus 2: s1, s5, …
  - Ezek a (még nem negált) eredeti kifejezés ellenpéldái

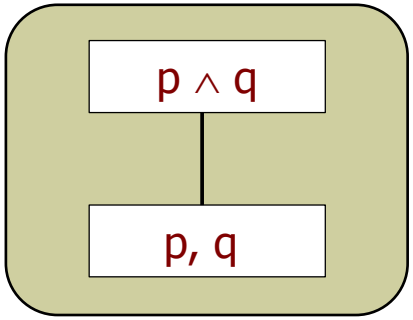


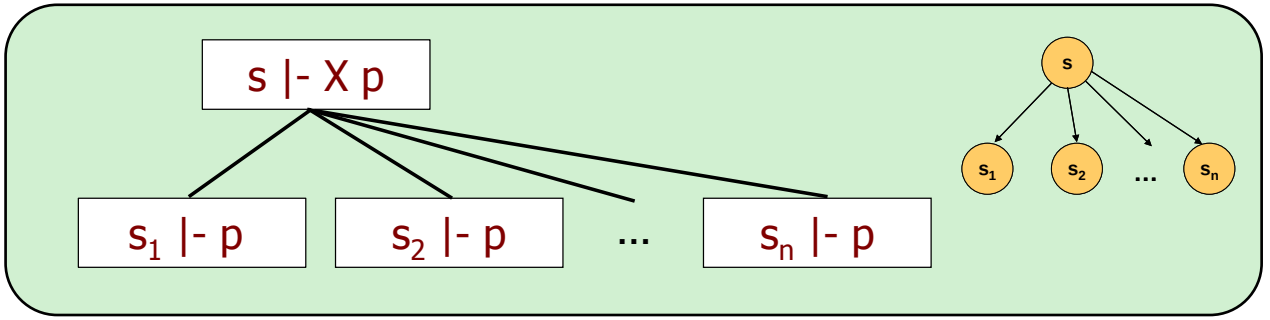
- Az eredeti kifejezés Zöld $\Rightarrow$ F Piros tehát nem igaz
  - Ellenpéldák adhatók

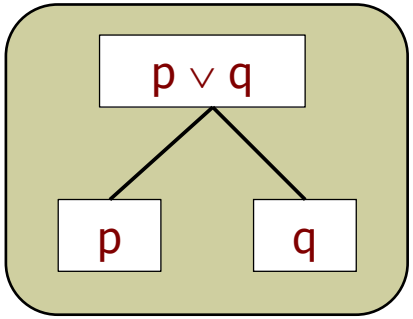
A tabló módszer (összefoglalás)

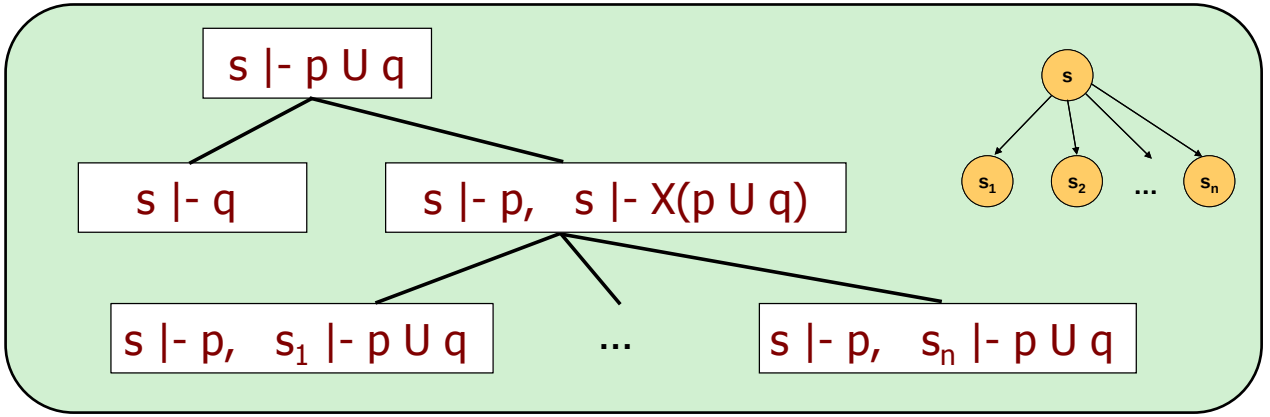


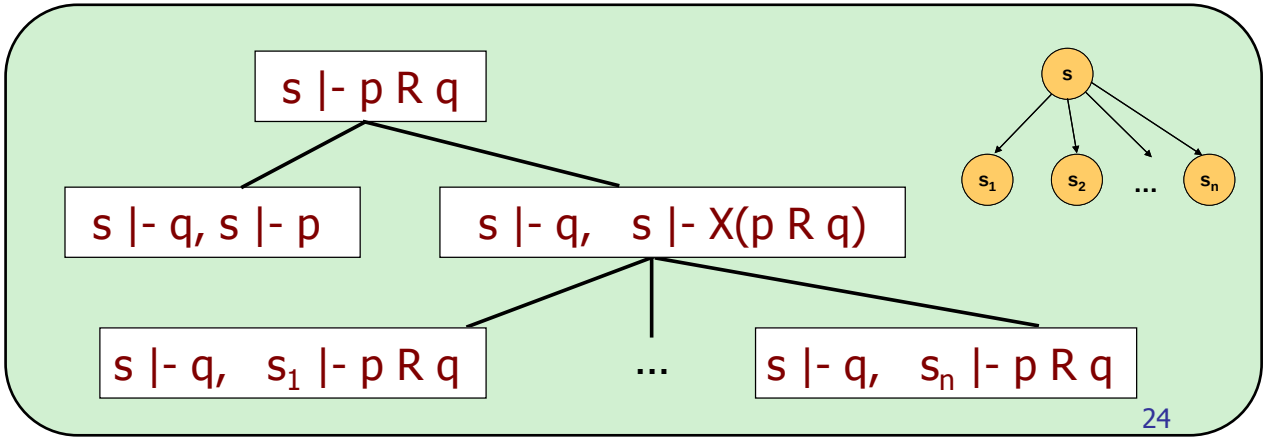
Tabló felbontási szabályok (összefoglalás)





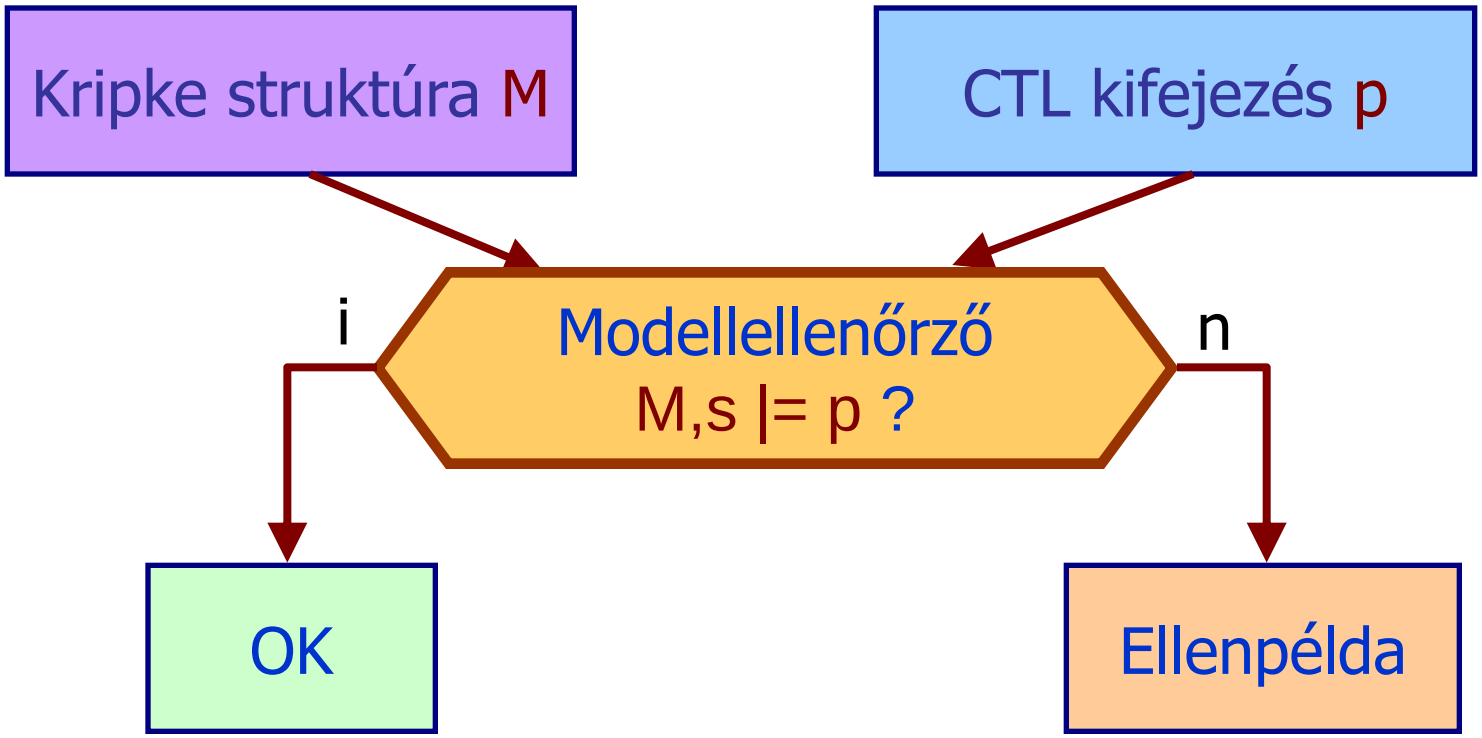






CTL modellellenőrzés szemantika alapon

A modellellenőrzés feladata

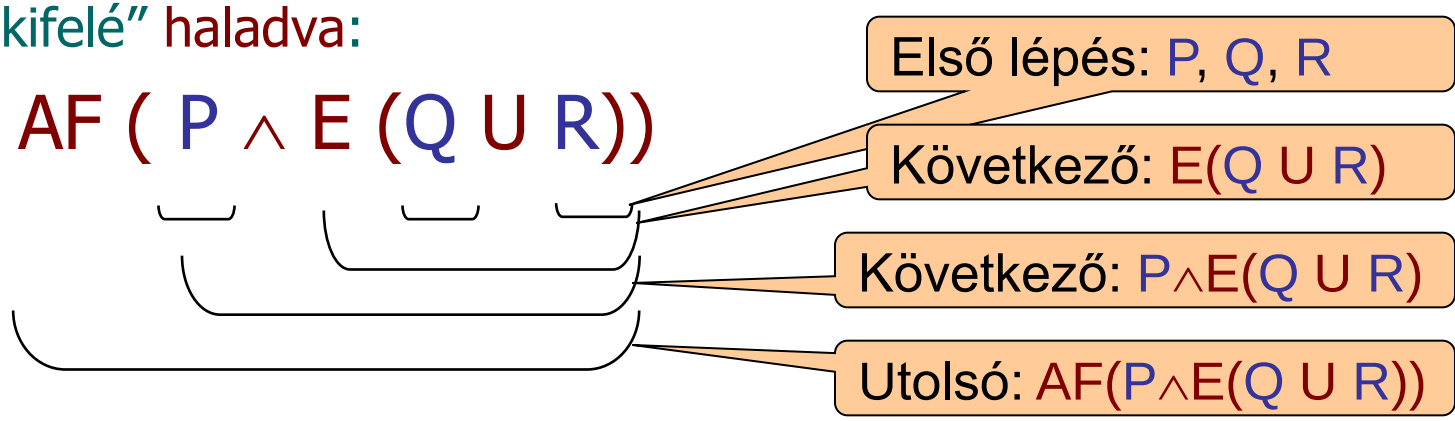


Alapötlet: Állapotok címkézése

- Globális modellellenőrzés p kifejezésre:
  - Címkézzük fel p-vel a modell összes olyan állapotát, ahol a p kifejezés igaz
    - A modellen igaz p, ha a kezdőállapoton szerepel a p címke
- A címkézés az eredeti kifejezés rész-kifejezéseivel kezdve történik
  - Első lépés: Első részkifejezések az atomi kijelentések, ezek már szerepelnek címkeként
  - Következő lépések: Összetett részkifejezések p-ben, amik adott operátor használatával az eddig már címkeként megjelent részkifejezésekből adódnak
  - A címkézés vége: Az eredeti p kifejezés lesz a címke

CTL modellellenőrzés állapot címkézéssel

- Állapotok címkézése: ahol igaz egy adott (rész)kifejezés
- Összetett kifejezés esetén hogyan történik a címkézés?
  - Kifejezések felbontása azok szintaktika struktúrája alapján, „belülről kifelé” haladva:



- Algoritmus az összetett kifejezés felbontása alapján:
  - Kiindulás: KS címkézve van atomi kijelentésekkel
  - Továbblépés: Címkézés az egyre összetettebb részkifejezésekkel
  - Szabályok: Ha p illetve q címkék már vannak, akkor megadható, hol lehet $\neg p$, $p \wedge q$, EX p, AX p, E(p U q), A(p U q) címke
    - Így haladunk egy összetett kifejezésben „belülről kifelé”

Szabályok: Atomi kijelentések és Boole operátorok

- P atomi kijelentés azokban az s állapotokban igaz, ahol $P \in L(s)$
  - Itt P címkeként már szerepel a KS-ban
- $\neg P$ azokban az s állapotokban igaz, ahol $P \notin L(s)$
  - Ahol $P \notin L(s)$, az állapot $\neg P$ kifejezéssel címkézhető
- $p \wedge q$ azokban az s állapotokban igaz, ahol p és q is igaz
  - Egy állapot címkézése lehet $p \wedge q$, ha címkéi között már van p és q
- Temporális operátorok: EX, AX, E(U), A(U)
  - Bonyolultabb szabályokat igényel a címkézés!

Szabályok: Az AX, EX alakú kifejezések

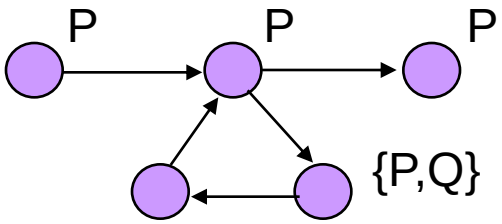
- EX p azokban az s állapotokban igaz, amelyeknek van olyan rákövetkező állapota, ahol p igaz
  - Egy állapot címkézése lehet EX p, ha van olyan rákövetkező állapota, ami p-vel címkézett

- AX p azokban az s állapotokban igaz, amelyeknek minden rákövetkező állapotában p igaz
  - Egy állapot címkézése lehet AX p, ha minden rákövetkező állapota p-vel címkézett

Szabályok: Az E(p U q) kifejezések

- Hol igaz E(p U q)?
  - Felhasználható: $E(p\ U\ q) = q \vee (p \wedge EX\ E(p\ U\ q))$
  - „Rekurzív” képlet…
- Tehát mely s állapotok címkézhetők E(p U q)-val?
  - Ha s címkézett q-val, vagy
  - ha s címkézett p-vel, és legalább egy rákövetkezője (ld. EX) már címkézett E(p U q)-val
- Iteráció adódik, csak éppen „visszafelé”:
  - q-val már címkézett állapotok adják azokat az állapotokat, ahol először megjelenik az E(p U q) címke
  - Ezek megelőző állapotait kell végignézni: Ha szerepel ott a p címke, akkor rátehető az E(p U q) címke is!
  - Így visszafelé járjuk be azokat az útvonalakat, amik p-vel címkézett állapotokon keresztül visznek q-val címkézett állapotba

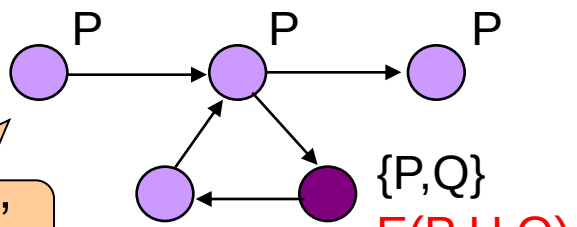
Az E(P U Q) címkézés iterációja



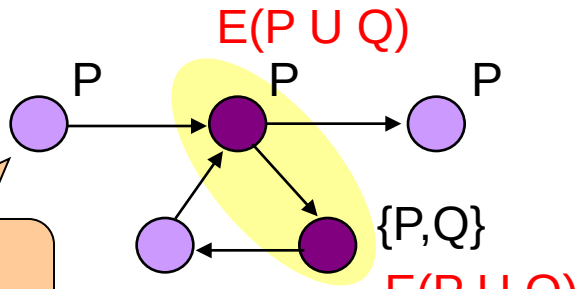
Kripke struktúra a kezdő címkézéssel

E(P U Q) =
Q ∨ (P ∧ EX E(P U Q))

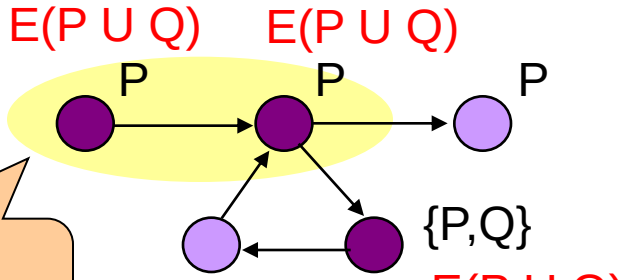
- Az iteráció addig tart, míg nő az állapothalmaz (fixpontot érünk el)



Első lépés: „Q”



Második lépés: „P∧ EX”



Harmadik lépés: „P∧ EX”

Szabályok: Az A(p U q) kifejezések

- Hol igaz A(p U q)?
  - Felhasználható: $A(p\ U\ q) = q \vee (p \wedge AX\ A(p\ U\ q))$
  - Ez is „rekurzív” képlet…
- Tehát mely s állapotok címkézhetők A(p U q)-val?
  - Ha s címkézett q-val, vagy
  - ha s címkézett p-vel, és minden rákövetkezője (ld. AX) már címkézett A(p U q)-val
- Iteráció adódik:
  - q-val már címkézett állapotok adják azokat az állapotokat, ahol először megjelenik az A(p U q) címke
  - Ezek megelőző állapotait kell végignézni:
  - Ha szerepel ott a p címke, és minden rákövetkező állapotukon szerepel az A(p U q) címke, akkor ezekre is rátehető az A(p U q) címke

Ezzel a formális szintaxisban használt operátorokat lefedtük!

Még egy példa az iterációra

- Hol igaz AF p?
  - Felhasználható: AF p = p $\vee$ AX AF p
  - „Rekurzív” képlet…
- Tehát mely s állapotok címkézhetők AF p-vel?
  - Ha s címkézett p-vel, vagy
  - ha minden rákövetkezője már címkézett AF p-vel
- Iteráció adódik:
  - p-vel már címkézett állapotok adják azokat a kiinduló állapotokat, ahol először megjelenik az AF p címke
  - Ezek megelőző állapotait kell végignézni:
    Ha minden rákövetkező állapotukon szerepel az AF p címke, akkor rátehető az AF p címke
  - Így visszafelé keressük azokat az állapotokat, amik minden útvonalon p-vel címkézett állapotokba vezetnek

Iteráció halmazműveletekkel: Definíciók

- Ismétlés: Címkézési szabályok
  - Mely s állapotok címkézhetők E(p U q)-val?
    - Ha s címkézett q-val, vagy
    - ha s címkézett p-vel,
      és legalább egy rákövetkezője már címkézett E(p U q)-val
  - Mely s állapotok címkézhetők A(p U q)-val?
    - Ha s címkézett q-val, vagy
    - ha s címkézett p-vel,
      és minden rákövetkezője már címkézett A(p U q)-val
  - Tehát: Ez alapján a címkézett állapotokat megelőző állapotok valamelyikére tehető az új címke
- Hogyan definiálhatók a megfelelő megelőző állapotok?
  - Már címkézett Z állapothalmaz alapján:

    $pre_E(Z) = \{s \in S \mid$ létezik olyan s', hogy $(s,s') \in R$ és $s' \in Z\}$

    $pre_A(Z) = \{s \in S \mid$ minden s'-re, ahol $(s,s') \in R$: $s' \in Z\}$

pre_E(címkézett)

pre_A(címkézett)

Legalább egy rákövetkezője címkézett (Z-ben)

Minden rákövetkezője címkézett (Z-ben)

Iteráció halmazműveletekkel: Algoritmus

- A címkézés bővítése halmazműveletekkel történik
- Definiált jelölések:
  - $pre_E(Z)$: olyan állapotok, amelyek legalább egy rákövetkezője címkézett (Z-ben)
  - $pre_A(Z)$: olyan állapotok, amelyek minden rákövetkezője címkézett (Z-ben)
- Címkézési szabály: s állapotok címkézhetők E(p U q)-val
  - Ha s címkézett q-val, vagy
  - ha s címkézett p-vel, és legalább egy rákövetkezője már címkézett E(p U q)-val
- Címkézési szabály halmazműveletekkel: E(P U Q) címkézés
  - Kezdőhalmaz: $Z_0 = \{s \mid Q \in L(s)\}$, azaz Q-val címkézettek
  - Címkézés bővítése: $Z_{i+1} = Z_i \cup (\{s \mid P \in L(s)\} \cap pre_E(Z_i))$

Eddig címkézettek uniója …

... P-vel címkézettek és …

… legalább egy rákövetkezője már címkézett

  - Iteráció vége: Ha $Z_{i+1} = Z_i$, azaz már nem bővül a halmaz

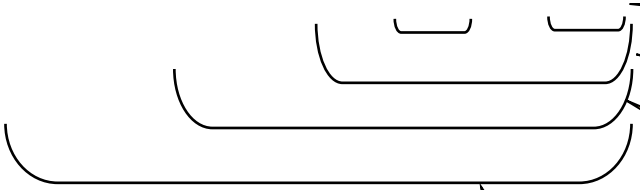
CTL modellellenőrzés: Összefoglalás

- Globális modellellenőrzés:
  - Állapotok címkézése azokkal a (rész)kifejezésekkel, amelyek igazak az adott állapotban
  - Címkézés egyre összetettebb kifejezésekkel („belülről kifelé”), az atomi kijelentésekből indítva az összetettebb kifejezések felé
- Címkézés egy részkifejezéssel:
  - Az előző lépésben adott címkézés felhasználása az operátorok szemantikája alapján képzett szabályok szerint
  - EX, AX esetén: Megelőző állapot vizsgálata és címkézése
  - E(p U q), A(p U q) esetén: Inkrementális címkézés
    - Kezdőhalmaz: A belső kifejezések (p, q) által meghatározott állapothalmazok alapján
    - Iteráció: A szemantika alapján, megelőző állapotokat címkézve
    - Iteráció vége: Nem nő a címkézett állapotok halmaza

A bevezető példa kifejtése

- Kifejezések felbontása azok struktúrája alapján, és „belülről kifelé” címkézés:

AF (P ∧ E (Q U R))



Q és R címkék a KS-ban

Inkrementális címkézés: E(. U .)
Az iteráció végén megjelenik az E(Q U R) címke

Itt P-vel és E(Q U R)-val címkézett állapothalmazok metszete, építve a már meglévő E(Q U R) címkékre:
Megjelenik a P∧E(Q U R) címke

Inkrementális címkézés: AF alapján, építve a már meglévő P∧E(Q U R) címkékre:
Megjelenik az AF(P∧E(Q U R)) címke.
Ez a kezdőállapotra ellenőrizhető.

Gyakorló feladat

- Egy speciális jelzőlámpa 3 égőt tartalmaz: egy pirosat, egy sárgát és egy zöldet.
  - A jelzőlámpa alaphelyzetében mindhárom égő ki van kapcsolva.
  - Bekapcsolás után rögtön a piros égő világít.
  - Innen két választási lehetőség adódik a továbblépésre: egyik esetben a lámpa piros-sárgára (mindkettő világít), másik esetben egyből a zöldre vált.
  - A választástól függően a piros-sárga után következik a zöld, míg a zöld után újra a piros, majd ezekből az ismert állapotokból folytatódik tovább a működés.
- Ellenőrizzük a modellen, hogy a jelzőlámpa alaphelyzetéből kiindulva teljesül-e az alábbi CTL kifejezés: $E((\neg \text{piros}) \, U \, (EX \, \text{zöld}))$

Összefoglalás

- PLTL modellellenőrzés
  - Tabló konstruálása
    - Boole-logikai bevezetés: Ellentmondásos és sikeres ágak
    - Tabló PLTL esetén: Ellenpélda keresés (negált követelményre)
- CTL modellellenőrzés
  - Szemantika alapú modellellenőrzés
    - Inkrementális címkézés bővülő részkifejezésekkel (globális modellellenőrzés)
    - Halmazműveletekkel történik

Hogyan tehető hatékonnyá ez az algoritmus?

PLTL modellellenőrzés: Automata alapú megközelítés

(Kitekintés)

Automaták véges hosszúságú szavakon

- $A=(\Sigma, S, S_0, \rho, F)$ ahol
  - Σ az ábécé, S állapotok, S_0 kezdőállapotok
  - ρ az állapotátmeneti reláció, $\rho: S \times \Sigma \rightarrow 2^S$
  - F az elfogadó állapotok halmaza
- Az automata futása:
  - Egy beérkező $w=(a_0, a_1, a_2, \ldots a_n)$ betűsorozat hatására egy $r=(s_0, s_1, s_2, \ldots s_n)$ állapotsorozat
  - r elfogadó futás, ha $s_n \in F$
  - Egy w szót elfogad az automata, ha létezik rá elfogadó futás
- $L(A)=\{ w \in \Sigma^* \mid w \text{ elfogadott} \}$ az automata által elfogadott nyelv

Automaták végtelen hosszúságú szavakon

- Alkalmazás: Folyamatosan működő rendszerek
  - Nem ellenőrizhető, hogy a végállapot elfogadó-e
- Büchi elfogadási kritérium:
  - Egy beérkező $w=(a_0, a_1, a_2, \dots)$ betűsorozat hatására egy $r=(s_0, s_1, s_2, \dots)$ állapotsorozat
  - $\lim(r) = \{s \mid s$ előfordul végtelenül sokszor, azaz nincs olyan j, hogy $\forall k>j: s \neq s_k\}$
  - Elfogadó a futás, ha $\lim(r) \cap F \neq 0$
  - Egy w szót elfogad az automata, ha létezik rá elfogadó futás (azaz végtelen sokszor érint elfogadó állapotot)
- $L(A)=\{w \in \Sigma^* \mid w$ elfogadott$\}$ az automata által elfogadott nyelv

Az automata alapú módszer

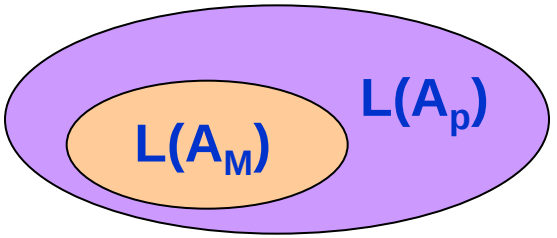
- A KS egy s állapotához: L(s) a betű a 2^{AP} ábécéből
  - Pl. {Piros, Sárga} az ábécé egy betűje
- A $\pi=(s_0, s_1, s_2, \ldots s_n)$ útvonal egy szót azonosít:

  $(L(s_0), L(s_1), L(s_2), \ldots L(s_n))$

- Két automatát kell konstruálni:
  - M=(S,R,L) alapján egy A_M automata konstruálható, amely azokat és csakis azokat a szavakat fogadja el, amelyek megfelelnek M útjainak.
  - p kifejezés alapján egy A_p automata konstruálható, amely azokat és csakis azokat a szavakat fogadja el, amelyek olyan utakhoz tartoznak, ahol p igaz
    - Itt felhasználhatók a tabló képzés szabályai: mi kell teljesüljön egy adott állapotban, és mi a rákövetkezőben (ld. X után)

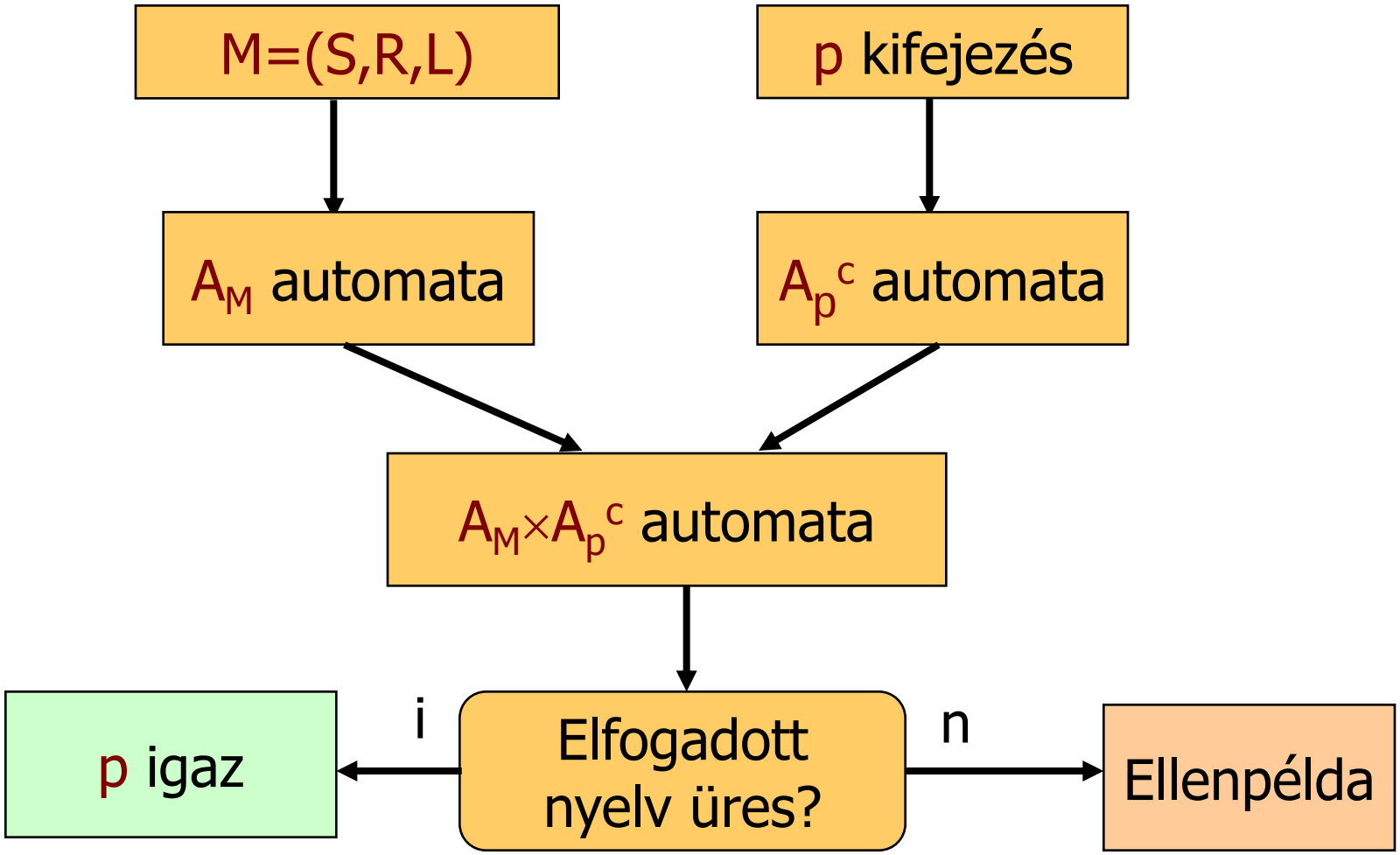
Modellellenőrzés az automatákkal

- Modellellenőrzési feladat: $L(A_M) \subseteq L(A_p)$, vagyis a „modell” nyelv része-e a „tulajdonság” nyelvnek?
  - Ha igen, akkor $M \models p$



- A kérdés átalakítása:
  - Nyelvek metszetének ürességét kell vizsgálni:
    $L(A_M) \cap L(A_p)^c = 0$, itt $L(A_p)^c$ a komplementer nyelv
  - Az A_M „modell automata” és az A_p^c „komplementer tulajdonság automata” $A_M \times A_p^c$ szinkron szorzatát képezve, az általa elfogadott nyelv üres-e?
    - Ha üres, akkor $M,\pi \models p$ teljesül
    - Az elfogadott nyelv üres, ha nincs elérhető elfogadó állapot
- Folyamatosan működő rendszerek:
  - Automaták végtelen hosszúságú szavakon;
    Büchi elfogadási kritérium: cikluskeresésre vezet

Az automata alapú modellellenőrzés



„On-the-fly” modellellenőrzés

- Alapötlet:
  - Az A_p automata generálása közben lehet elvégezni a szinkron szorzat automata konstruálását is
- Szinkron szorzat automata konstruálása:
  - Az ellenőrizendő kifejezés által vezérelten történik: ahogyan az A_p automata új állapota előáll, úgy kell A_M állapotait „előkeresni”
  - Nem szükséges hozzá a modell állapottér teljes generálása
    - Pl. egy magasabb szintű modellből való származtatás esetén