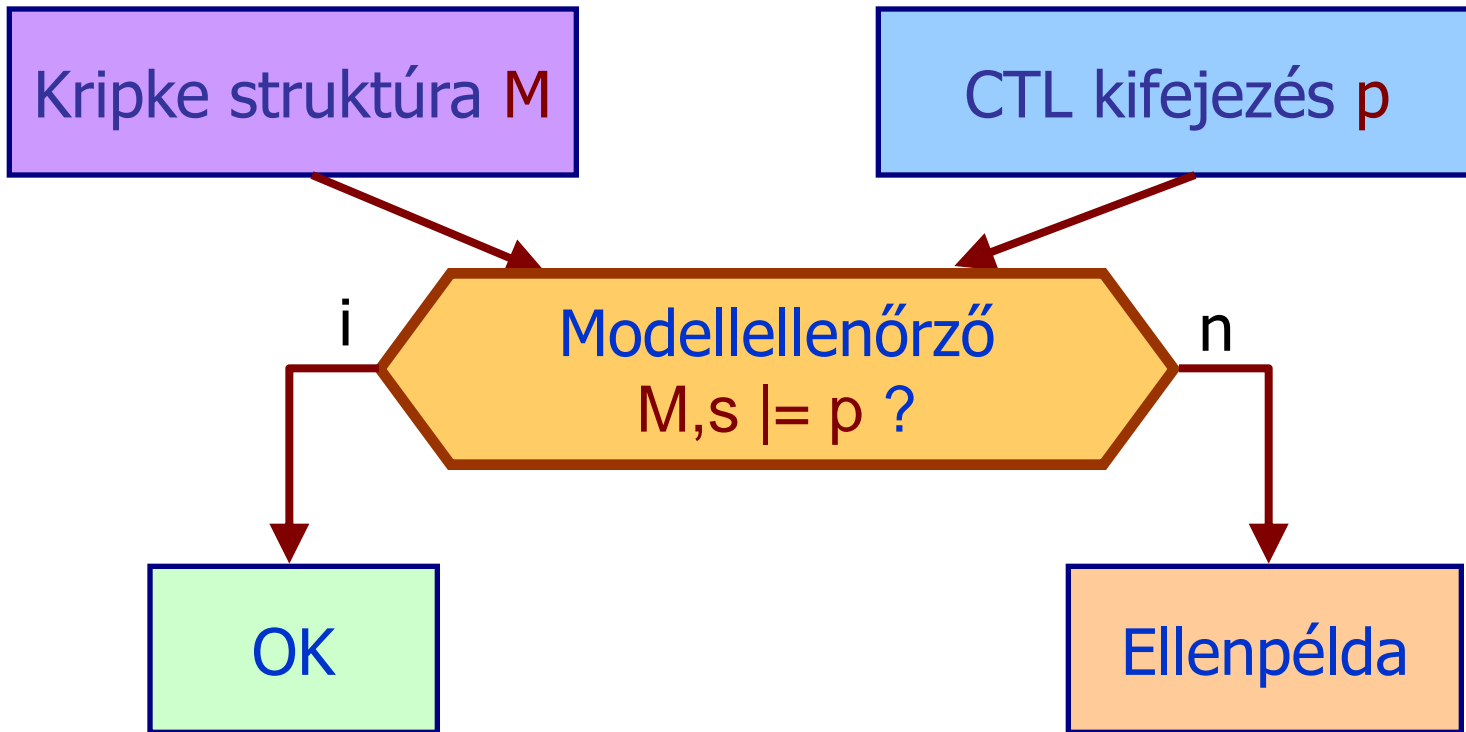


Modellellenőrzés

dr. Majzik István

BME Méréstechnika és Információs Rendszerek Tanszék

Itt tárgyaljuk: CTL modellellenőrzés

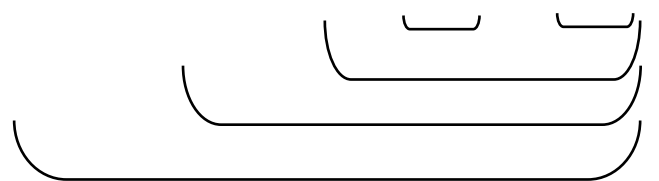


Alapötlet: Állapotok címkézése

- **Globális modellellenőrzés:**
 - Jelölés: $Sat(p)$ jelöli egy p CTL kifejezés esetén azoknak az állapotoknak a halmazát, ahol p igaz
 - Címkézés: Ezeket az állapotokat p -vel címkézzük
 - Ezután $s \in Sat(p)$ egyszerűen vizsgálható egy adott s állapotra (pl. kezdőállapot is): Szerepel-e rajta a p címke?
- A címkézés (azaz $Sat(p)$ számítása) inkrementálisan történik
 - Címkézett állapothalmazok bővítése
 - Az iteráció vége: Nem nő a címkézhető állapotok halmaza

CTL modellellenőrzés állapot címkézéssel

- Állapotok címkézése: ahol igaz egy adott kifejezés
- Összetett kifejezés esetén hogyan történik a címkézés?
 - Kifejezések felbontása azok struktúrája alapján, és „belülről kifelé” $Sat(\text{kifejezés})$ számítások:

$$AF (P \wedge E (Q \cup R))$$


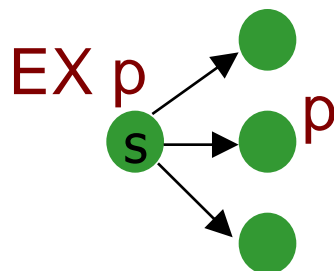
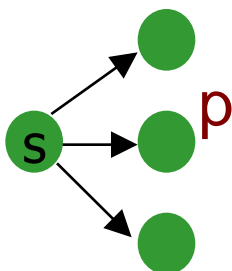
- Algoritmus az összetett kifejezés felbontása alapján:
 - Kiindulás: KS címkézve van atomi kijelentésekkel
 - Tovább lépés: Címkézés az összetettebb kifejezésekkel
 - Ha p illetve q címkék már vannak, akkor megadható, hol lehet $\neg p$, $p \wedge q$, $EX p$, $AX p$, $E(p \cup q)$, $A(p \cup q)$ címke
 - Ehhez felhasználhatók a szemantika szabályai
 - Inkrementális címkézés történik

Hol igaz egy adott kifejezés?

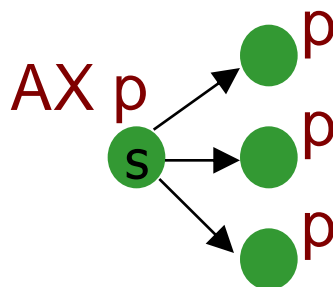
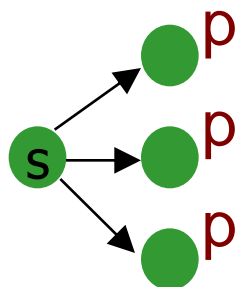
- P (atomi kijelentés) azokban az s állapotokban igaz, ahol $P \in L(s)$
 - Itt P címkeként már szerepel a KS-ba
- $\neg P$ azokban az s állapotokban igaz, ahol $P \notin L(s)$
 - Ezek az állapotok $\neg P$ kifejezéssel címkézhetők
- $p \wedge q$ azokban az s állapotokban igaz, ahol p és q is igaz
 -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

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



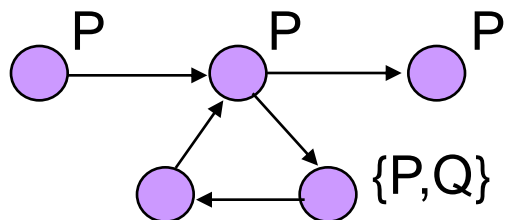
- **AX p** azokban az **s** állapotokban igaz, amelyeknek minden rákövetkező állapotában **p** igaz
 - Egy állapot címkézése lehet **AX p**, ha minden rákövetkező állapota **p**-vel címkézett



Az $E(p \cup q)$ kifejezések

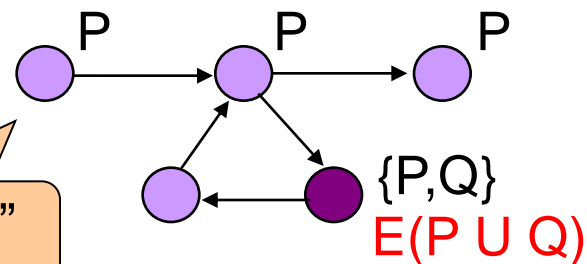
- Hol igaz $E(p \cup q)$?
 - Felhasználható: $E(p \cup q) = q \vee (p \wedge EX E(p \cup q))$
 - „Rekurzív” képlet...
- Tehát mely s állapotok címkézhetők $E(p \cup q)$ -val?
 - Ha s címkézett q -val, vagy
 - ha s címkézett p -vel, és legalább egy rákövetkezője már címkézett $E(p \cup q)$ -val
- Iteráció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

Az $E(P \cup Q)$ címkézés iterációja

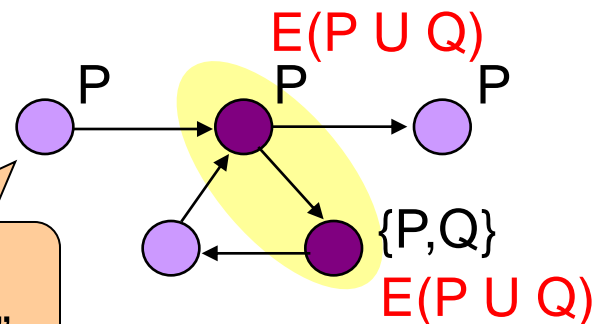


Kripke struktúra a kezdő címkézéssel

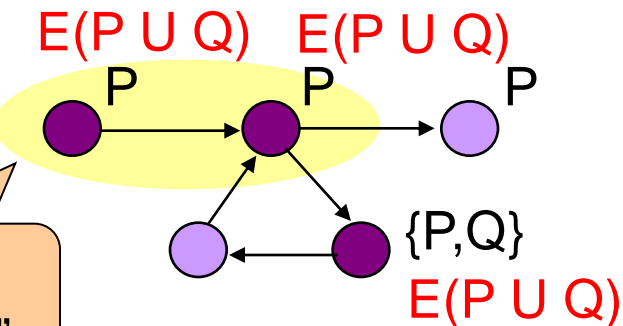
Első lépés: „Q”



Második lépés: „ $P \wedge EX$ ”



Harmadik lépés: „ $P \wedge EX$ ”



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

Az $A(p \cup q)$ kifejezések

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

Ezzel a formális szintaxisban használt operátorokat lefedtük!

CTL modellellenőrzés: Összefoglalás

- Globális modellellenőrzés:
 - Állapotok címkézése azokkal a (rész)kifejezésekkel, amelyek igazak az adott állapotban
- Kifejezések felbontása (szintaxis szabályok alapján)
 - Atomi kijelentésekből indítva az összetettebb kifejezések felé („belülről kifelé”)
 - Az előző lépésben adott címkézés felhasználása
- EX, AX esetén: Megelőző állapot vizsgálata
- $E(p \cup q)$, $A(p \cup q)$ esetén: Inkrementális címkézés
 - Kezdőhalmaz:
 - A belső kifejezések (p , q) által meghatározott állapothalmazok alapján
 - Iteráció: A szemantika alapján (megelőző állapotokra lépegetve)
 - Iteráció vége: Nem nő a címkézett állapotok halmaza

A bevezető példa kifejtése

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

$AF (P \wedge E (Q \cup R))$

Q és R címkék
a KS-ban

Inkrementális címkézés: $E(U)$
Az iteráció végén megjelenik
az $E(Q \cup R)$ címke

Itt P -vel és $E(Q \cup R)$ -val címkézett
állapothalmazok metszete
(mintha az $E(Q \cup R)$ címke egy
„atomi kijelentés” lenne):
Megjelenik a $P \wedge E(Q \cup R)$ címke

Inkrementális címkézés: AF alapján
(mintha a $P \wedge E(Q \cup R)$ címke egy
„atomi kijelentés” lenne):
Megjelenik az $AF(P \wedge E(Q \cup R))$ címke.
Ez a kezdőállapotra ellenőrizhető.

Kitekintés

- CTL modellellenőrzés:
Szemantika alapú módszer
 - Inkrementális címkézés bővülő rész kifejezésekkel (globális modellellenőrzés)
 - Halmazműveletekkel történik

Hogyan tehető hatékonyá ez az algoritmus?

- Halmazokkal való számolás helyett logikai függvényekkel (amik definiálják a halmazba tartozó állapotokat)
- Logikai függvények hatékony reprezentációja: Rendezett és redukált Bináris Döntési Diagramok (ROBDD)