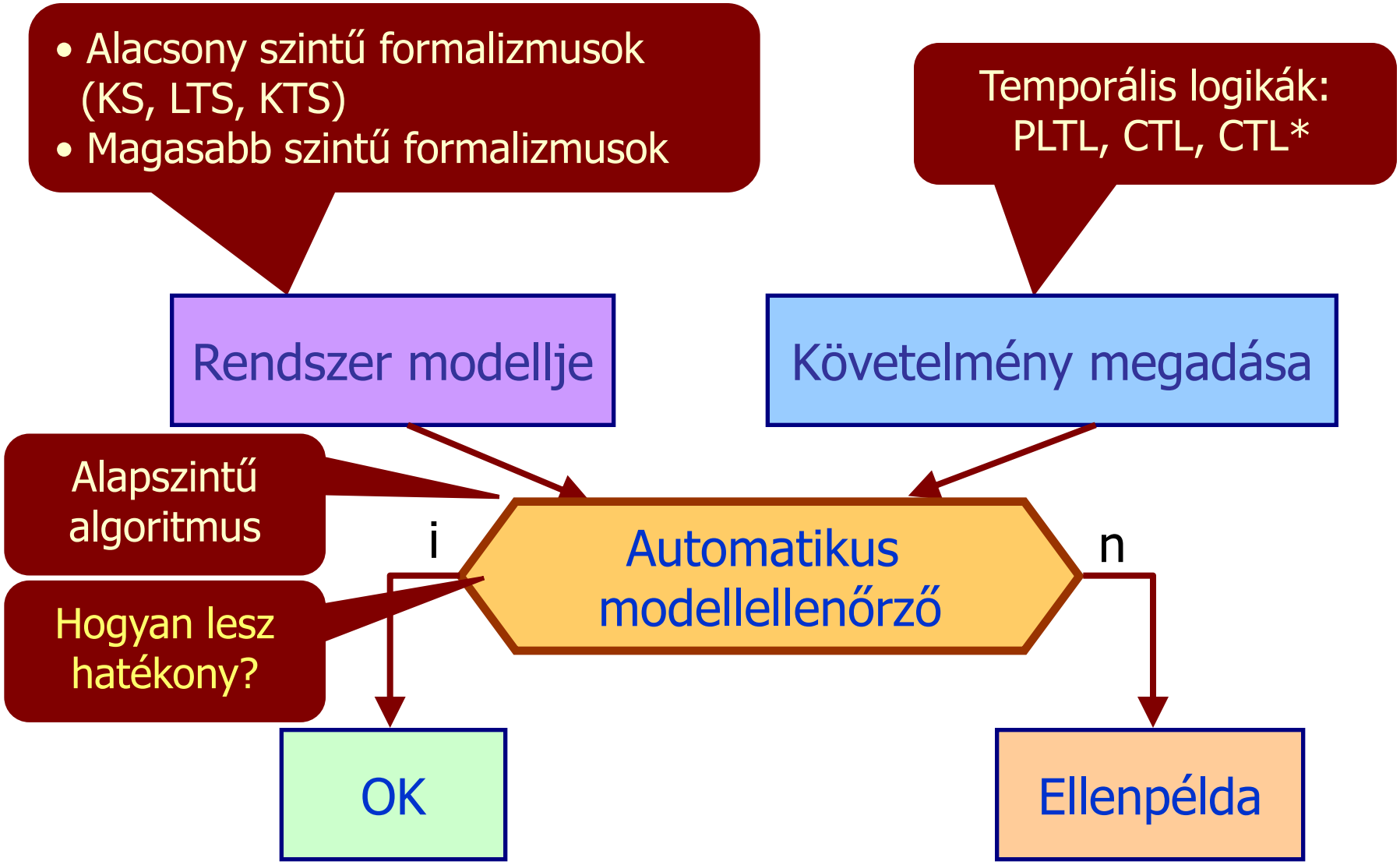
Hatékony technikák modellellenőrzéshez: Korlátos modellellenőrzés

dr. Majzik István
BME Méréstechnika és Információs Rendszerek Tanszék

Hol tartunk most?



A tárgyalt technikák áttekintése

- CTL modellellenőrzés: Szimbolikus technika

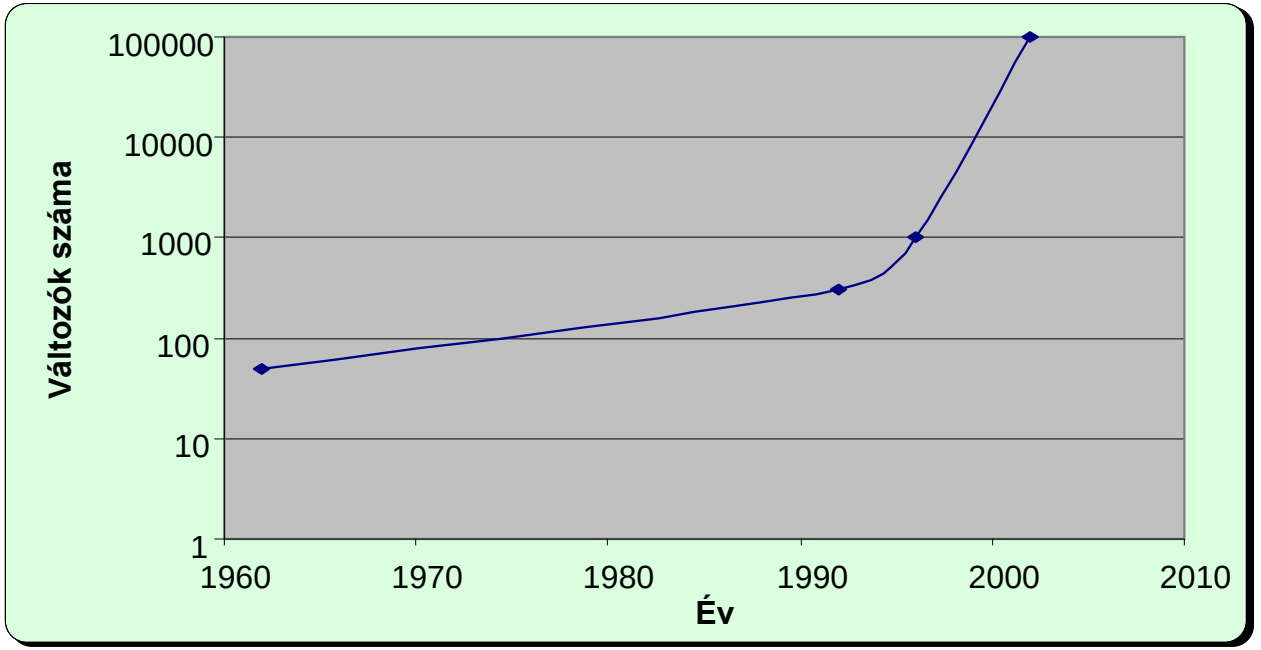
Szemantika alapú technika	Szimbolikus technika
Címkézett állapothalmazok	Karakterisztikus függvények (Boole logikai függvények): ROBDD reprezentáció
Műveletek állapothalmazokon	Hatékony műveletek ROBDD-ken

- Invariánsok modellellenőrzése: Korlátos modellellenőrzés
  - Logikai függvények igazságának keresése SAT megoldóval
  - Adott mélységig folytatható modellellenőrzés: Korlátos hosszúságú ellenpéldák keresése
    - Egy megtalált ellenpélda mindenképpen érvényes ellenpélda
    - Ha nincs ellenpélda, az nem végleges eredmény

Korlátos modellellenőrzés (Bounded Model Checking)

Felhasználható eredmény: SAT megoldók

- SAT megoldó:
  - Adott logikai függvényhez olyan változó-értékeket (változó-behelyettesítést) keres, amelyekkel a függvény értéke igaz
  - Példa: $f(x_1,x_2,x_3)=x_1 \wedge x_2 \wedge \neg x_3$ függvény esetén (1,1,0) bitvektor
- NP-teljes probléma, de hatékony algoritmusok vannak
  - zChaff, MiniSAT, …



Célkitűzés

- A probléma alkalmas leképzése logikai függvényre
  - Modell és temporális logikai követelmény együttesen
    - Tipikusan invariáns követelmény ellenőrzésére: Minden állapotra előírt tulajdonság
- SAT megoldó használata modellellenőrzésre
  - Ha a követelmény teljesül, a SAT megoldó nem talál behelyettesítést a függvényhez
  - Ha a követelmény nem teljesül, a SAT megoldó által adott behelyettesítés lesz egy ellenpélda
    - Az ellenpélda használható a hibakereséshez
    - Invariáns tulajdonságok esetén jól használható módszer

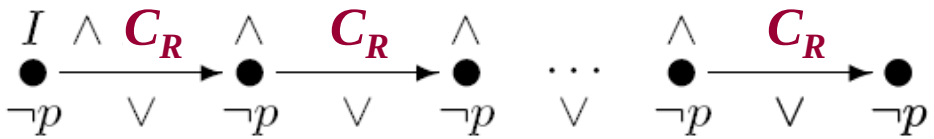
A korlátos modellellenőrzés alapja

- Az állapotteret nem „egyben” kezeljük
- Az útvonalak hosszát korlátozva végezzük az ellenőrzést
  - Állapottér bejárás egyszerre csak adott útvonalhossz korlátig történik: részleges ellenőrzés
  - Az útvonalhossz iteratívan növelhető
  - Egyes esetekben van „átmérője” az állapottérnek: a leghosszabb útvonal, ami bejárható
- A korlát becsülhető:
  - Intuíció a probléma méretéről
  - Worst case végrehajtási idő alapján

Informális bevezetés

- Hogyan képezzük az állapotteret?
  - Kiindulás a kezdőállapotból: I(s) karakterisztikus függvénnyel megadható
  - „Kibontás”: Lehetséges továbblépések az állapotátmeneti reláció mentén
    - Állapotátmeneti reláció (hová léphetünk tovább): $C_R(s,s')$ karakterisztikus függvénnyel
    - Ha s-ben vagyunk, $C_R(s,s')$ alkalmazása adja meg a lehetséges s′ rákövetkezőket, majd s′ esetén $C_R(s',s'')$ alkalmazása adja meg a lehetséges s″ rákövetkezőket …
    - Egyszerűbb jelölés: Vesszők használata helyett felső index: $C_R(s^0,s^1)$ majd $C_R(s^1,s^2)$ …
- Hogyan adjuk meg a követelményt?
  - Invariáns: Minden állapotra előírt kritérium: általánosan egy p(s) predikátum
- Az ellenpéldát kijelölő logikai függvény részei (konjunkcióval):
  - Kezdőállapotból indulunk: I(s)
  - „Lépegetünk” (kihajtogatunk) az állapotátmeneti reláció mentén: $C_R(s,s')$
  - Ellenpélda (valahol p(s) nem teljesül): ¬p(s) diszjunkció a bejárt állapotokra

Ezt a függvényt igazzá tevő behelyettesítés adja az ellenpéldát!



Jelölések

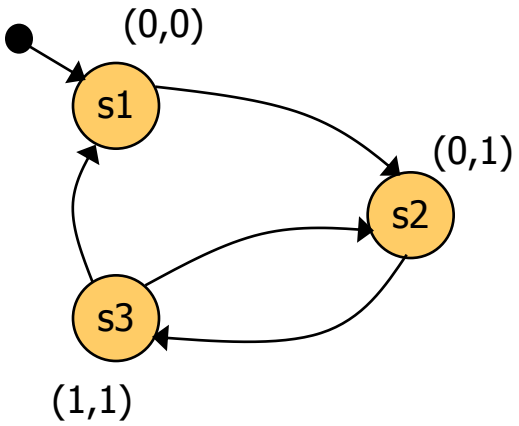
- M=(S,R,L) Kripke-struktúra
- Logikai függvények:
  - I(s): kezdőállapotok n változós karakterisztikus függvénye
    - Háttér: Állapotok „kódolása” n hosszú bitvektorokkal
  - $C_R(s,s')$: állapotátmenetek 2n változós karakterisztikus függvénye
    - Minden átmenet karakterisztikus függvénye $\vee$ operátorral összefogva
  - path(): k hosszú útvonalak (k+1)n változós karakt. függvénye

$$\mathrm{path}(s^0, s^1, \ldots, s^k) = \bigwedge_{0 \le i < k} C_R(s^i, s^{i+1})$$

Vesszős változók helyett felső index

  - p(s): címkézett állapotok halmazának karakterisztikus függvénye
    - Atomi kijelentésekre pl. P(s), Q(s): Az L címkézés határozza meg
    - Általánosan: Állapotváltozók alapján konstruálható

Példa: A modell leképzése logikai függvénybe

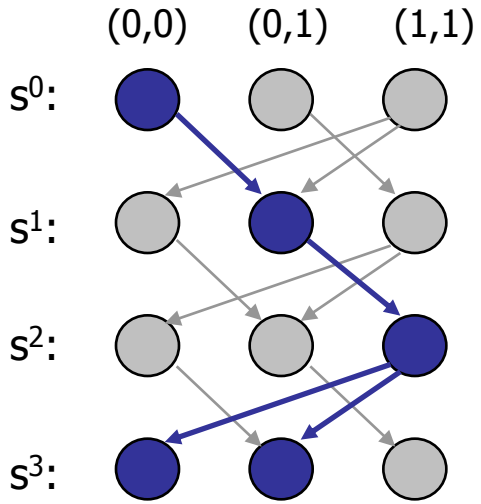


Kezdőállapot predikátum:

$I(x,y) = (\neg x \wedge \neg y)$

Állapotátmeneti reláció:

$$C_R(x,y,x',y') = (\neg x \wedge \neg y \wedge \neg\, x' \wedge\ y') \vee$$
$$\vee\, (\neg x \wedge\ y \wedge\ \ x' \wedge\ y') \vee$$
$$\vee\, (\ \ x \wedge\ y \wedge \neg\, x' \wedge\ y') \vee$$
$$\vee\, (\ \ x \wedge\ y \wedge \neg\, x' \wedge \neg y')$$



3 lépéses kibontás a kezdőállapotból:

$$I(x^0,y^0) \wedge path(s^0,s^1,s^2,s^3) =$$
$$= I(x^0,y^0) \wedge$$
$$C_R(x^0,y^0, x^1,y^1) \wedge$$
$$C_R(x^1,y^1, x^2,y^2) \wedge$$
$$C_R(x^2,y^2, x^3,y^3)$$

A probléma formalizálása

- Bizonyítandó p(s) invariáns: Minden útvonal, ami a kezdőállapotból indul, olyan állapotokba jut, ahol p(s) igaz

$$\forall i: \ \forall s^0, s^1, \ldots, s^i: \ (I(s^0) \wedge \mathrm{path}(s^0, s^1, \ldots, s^i) \Rightarrow \ p(s^i))$$

- Ha p(s) nem igaz valahol, akkor lesz olyan i, amire a következő függvény igaz értéket vesz fel:

$$I(s^0) \wedge \mathrm{path}(s^0, s^1, \ldots, s^i) \wedge \neg p(s^i)$$

A fv. igaz értékéhez tartozó behelyettesítést adja a SAT megoldó!

  - Azaz az (s^0,s^1,...,s^i) útvonalat meghatározó (i+1)n változó értéket

- Első ötlet: i=0,1,2,...-ra rendre megvizsgálni, hogy i hosszú útvonalon igaz lehet-e a következő függvény (ha igaz, akkor van ellenpélda):

$$I(s^0) \wedge \mathrm{path}(s^0, s^1, \ldots, s^i) \wedge \neg p(s^i)$$

Az algoritmus elemei

- Iteráció: i=0,1,2,... az útvonalak hosszára
- Ciklusmentes utakat vizsgálunk: lfpath

Kifejtendő az állapotváltozókkal

$$\mathrm{lfpath}(s^0, s^1, \ldots, s^k) = \mathrm{path}(s^0, s^1, \ldots, s^k) \wedge \bigwedge_{0 \le i < j \le k} s^i \neq s^j$$

- Megállási feltétel az iteráció során:
  - Nincs i hosszú ciklusmentes út kezdőállapotból, azaz nem lehet igaz

$$I(s^0) \wedge \mathrm{lfpath}(s^0, s^1, \ldots, s^i)$$

  - „Rossz” állapothoz (ahol p(s) nem igaz) nem is vezethet i hosszú ciklusmentes út (kezdőállapottól függetlenül), azaz nem lehet igaz

$$\mathrm{lfpath}(s^0, s^1, \ldots, s^i) \wedge \neg p(s^i)$$

- Ha megáll az iteráció, akkor p(s) mindenütt igaz

Az algoritmus

$i = 0$

while True do

  if $\text{not SAT}(I(s^0) \wedge \text{lfpath}(s^0, s^1, ..., s^i))$

    or $\text{not SAT}((\text{lfpath}(s^0, s^1, ..., s^i) \wedge \neg p(s^i))$

    then return True

  if $\text{SAT}(I(s^0) \wedge \text{path}(s^0, s^1, ..., s^i) \wedge \neg p(s^i))$

    then return $(s^0, s^1, ..., s^i)$

  $i = i + 1$

end

Nincs már i hosszú ciklusmentes út kezdőállapotból

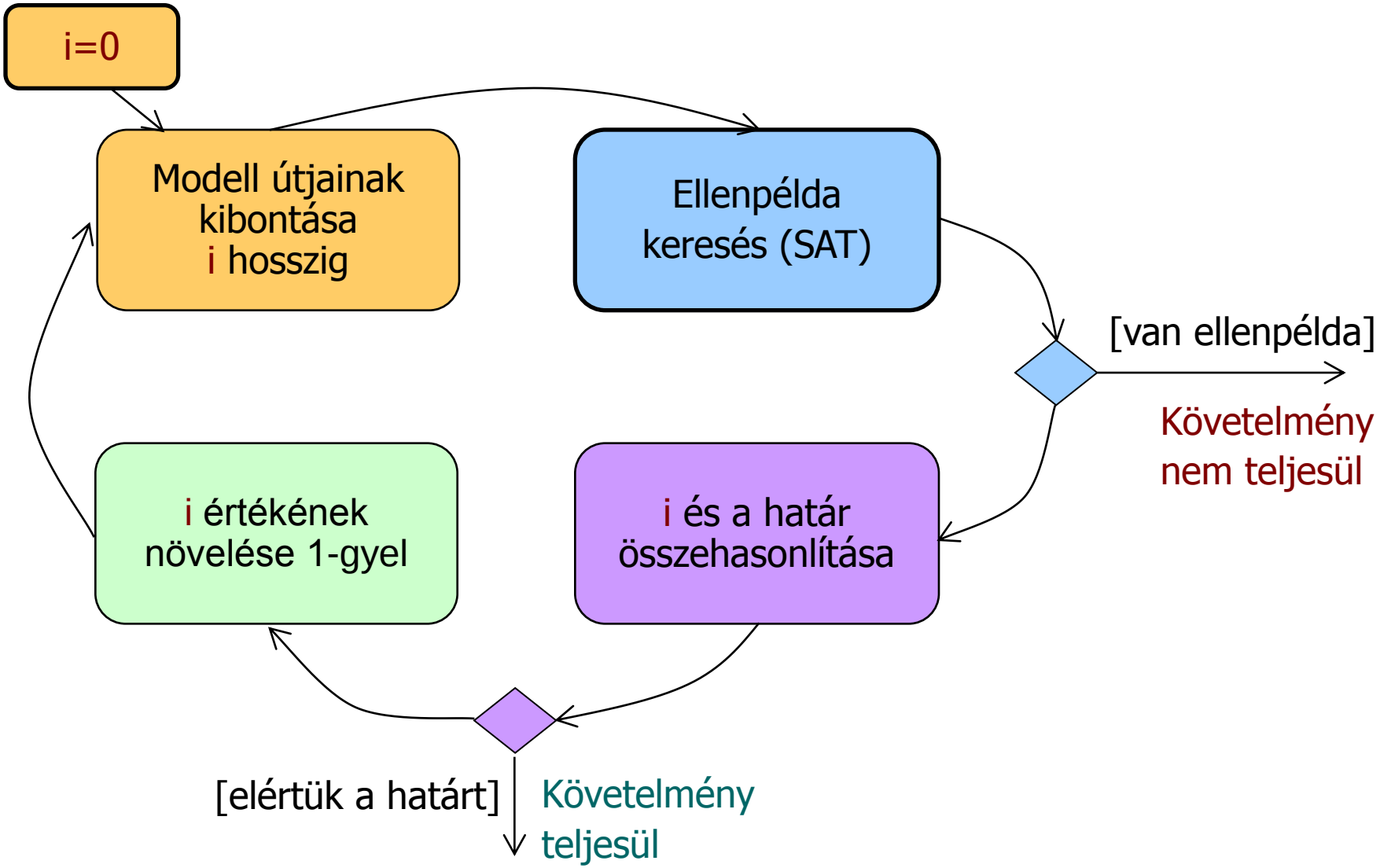
Nincs i hosszú ciklusmentes út „rossz” állapotra

Van i hosszú út kezdőállapotból „rossz” állapotba

Iteráció

- Ha az eredmény True: Az invariáns igaz.
- Ha az eredmény egy (s^0,s^1,...,s^i) útvonalat meghatározó (i+1)n bitérték: ez lesz az ellenpélda olyan állapot eléréséhez, ahol p(s) nem igaz

Korlátos modellellenőrzés iterációval



Az algoritmus finomítása

- Az iterálást nem 0-ról kezdjük
  - Adott k hosszú útvonallal kezdjük,
    és erre először az ellenpéldát próbáljuk meg generálni:
    - Ha van ilyen ellenpélda, akkor azt gyorsan megtaláljuk (iteráció nélkül)!
  - Ezután vizsgáljuk, hogy k+1-re terminál-e az iteráció,
    majd növeljük az útvonal hosszát
- Nem garantált, hogy az eredményül kapott ellenpélda (útvonal) minimális hosszúságú
  - Nem 0-ról kezdtük az iterációt; ha k nagy, akkor „túllövünk a célon”
  - Itt k értékére heurisztika kell, ha rövid útvonalra törekszünk
- További megkötések a SAT megoldó bemenetére:
  - Az előre haladó útvonalakon ne legyenek kezdőállapotok
    (ez nem ciklust jelent, hiszen akár több kezdőállapot is lehet)
  - A visszafelé haladó útvonalakon ne legyenek olyan köztes állapotok,
    ahol p(s) nem igaz

A finomított algoritmus

$i = k$

Kezdő érték

while True do

if $\mathrm{SAT}(I(s^0) \wedge \mathrm{path}(s^0, s^1, ..., s^i) \wedge \neg \bigwedge_{j=0}^{i} (p(s^j))$

Van i hosszú útvonal kezdőállapotból „rossz” állapoton át

then return $(s^0, s^1, ..., s^i)$

if $\mathrm{not\ SAT}(I(s^0) \wedge \bigwedge_{j=1}^{i+1} (\neg I(s^j)) \wedge \mathrm{lfpath}(s^0, s^1, ..., s^{i+1}))$

Nincs i+1 hosszú ciklusmentes út, (amiben nincs másik kezdőállapot)

or $\mathrm{not\ SAT}((\mathrm{lfpath}(s^0, s^1, ..., s^{i+1}) \wedge \bigwedge_{j=0}^{i} p(s^j) \wedge \neg p(s^{i+1}))$

then return True

$i = i + 1$

end

Nincs i+1 hosszú ciklusmentes út „rossz” állapotra (közben „jó” állapotokat érintve)

Összefoglalás: A BMC használata

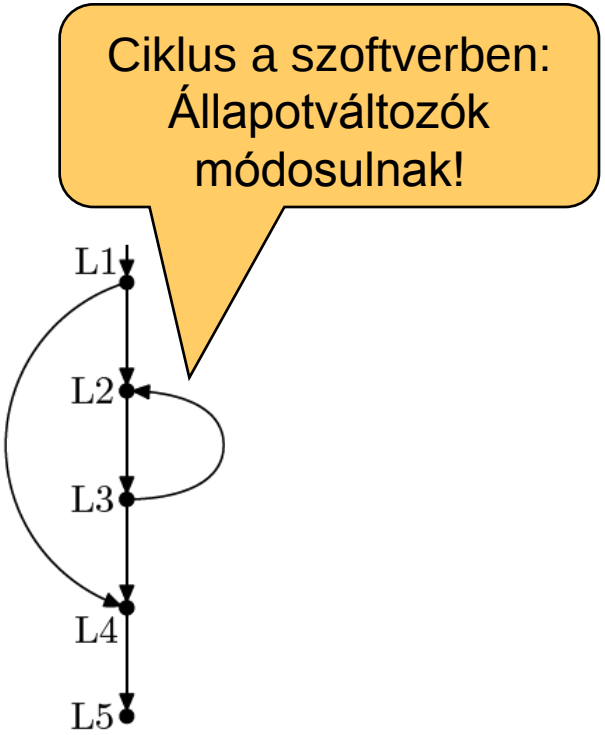
- Invariánsok vizsgálatára hatékony
- Helyes módszer ciklusmentes utakat használva
  - Ha van ellenpélda az adott kihajtogatási korlátig, azt megtalálja
  - Ha ellenpéldát talál, akkor az valódi ellenpélda
- Állapottér kezelés
  - SAT megoldó: szimbolikus technika, logikai függvényeken
  - Adott kihajtogatásig részleges eredmény kapható
- Legrövidebb ellenpélda keresése
  - Tesztgeneráláshoz használható
- Automatikus módszer
  - A korlát kijelölése lehet heurisztikus (az állapottér „átmérője”)
- Eszközök:
  - Pl. Symbolic Analysis Laboratory (SAL): sal-bmc, sal-atg

Az Intel eredményei (hardver verifikáció)

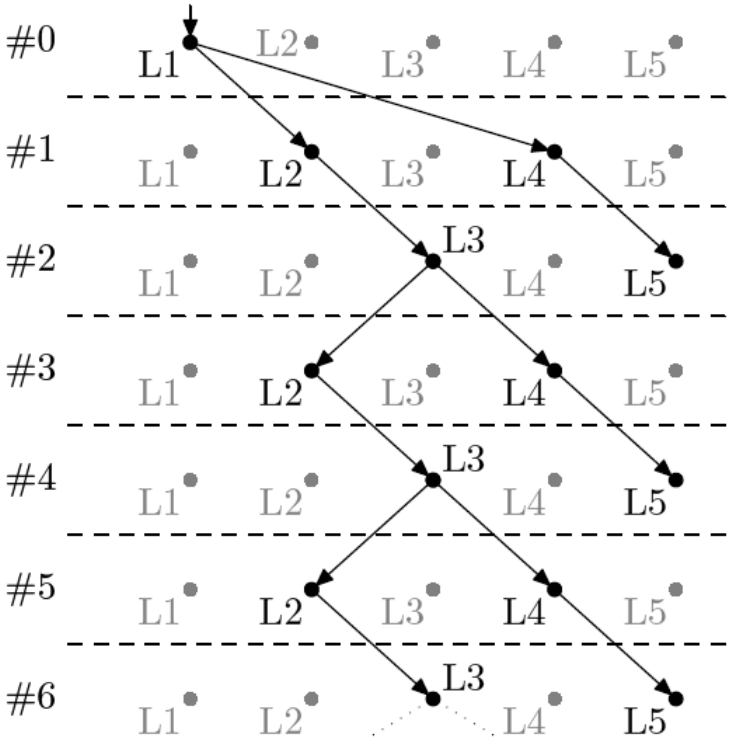
Model	k	Forecast (BDD)	Thunder (SAT)
Circuit 1	5	114	2.4
Circuit 2	7	2	0.8
Circuit 3	7	106	2
Circuit 4	11	6189	1.9
Circuit 5	11	4196	10
Circuit 6	10	2354	5.5
Circuit 7	20	2795	236
Circuit 8	28	—	45.6
Circuit 9	28	—	39.9
Circuit 10	8	2487	5
Circuit 11	8	2940	5
Circuit 12	10	5524	378
Circuit 13	37	—	195.1
Circuit 14	41	—	—
Circuit 15	12	—	1070

Alkalmazás szoftverek esetén: A ciklusok problémája

A ciklusok bejárása új állapotokat eredményez!



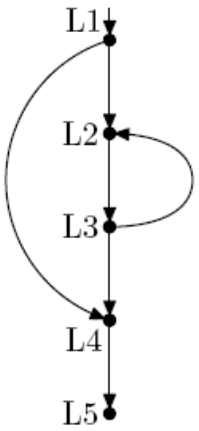
Vezérlési gráf (CFG) példa

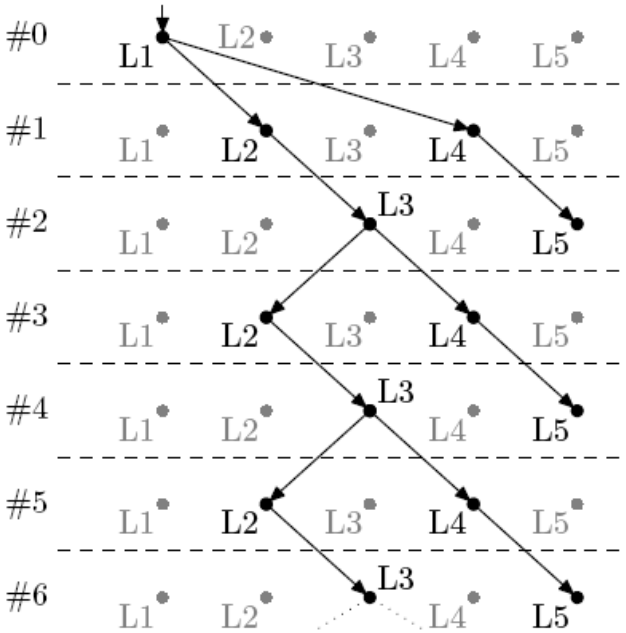


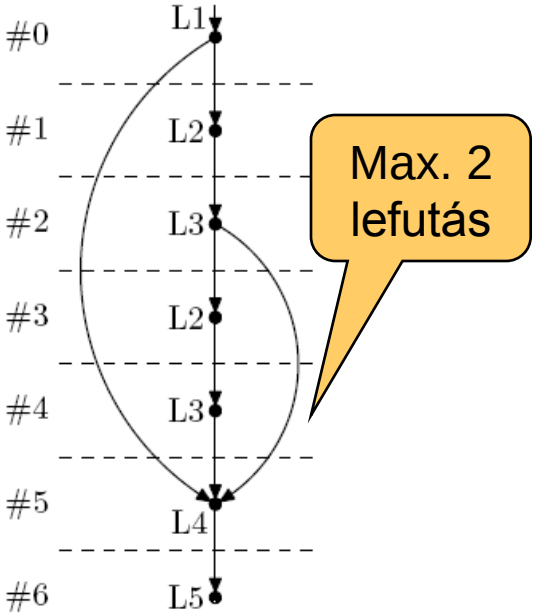
Teljes kihajtogatás

Korlátozott ciklusbejárás

- Modell kihajtogatás lehetőségei:
  - Alapeset: Teljes kihajtogatás (path enumeration)
    - Mindig szisztematikusan előre minden lehetséges ágon
  - Korlátozott ciklusbejárás (loop unrolling)
    - Ciklusokra egyenként lefutási korlátot adni és úgy kibontani







Szoftver modellellenőrzés

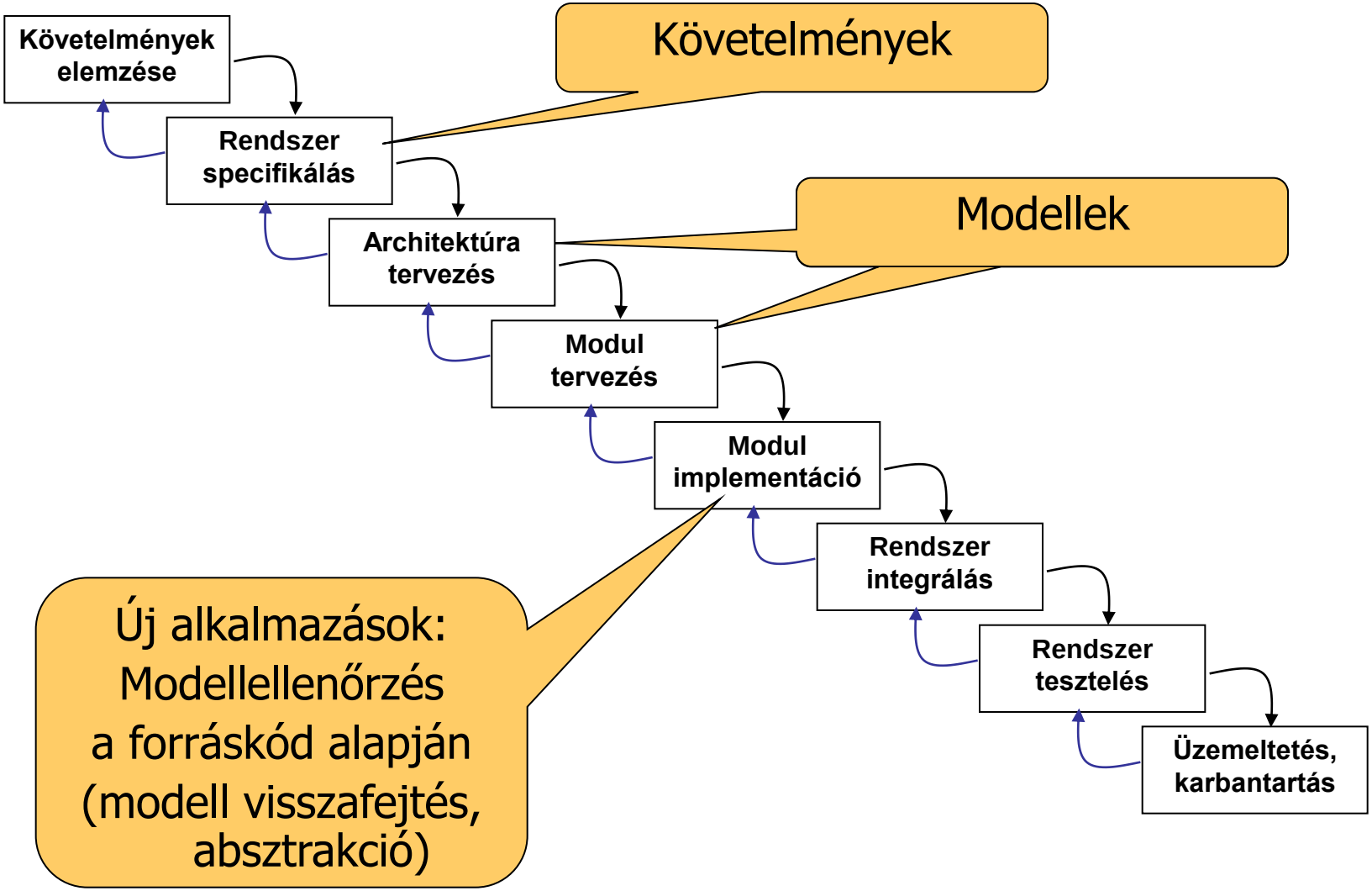
- F-SOFT (NEC):
  - Hagyományos teljes széthajtogatás
  - Unix rendszerprogramokra alkalmazták (pl. pppd)
- CBMC (CMU, Oxford University):
  - C, SystemC támogatása
  - Korlátozott ciklusbejárás (loop unrolling)
  - Egyes Linux, Windows, MacOS rendszerkönyvtárak támogatása
  - Integer aritmetikai műveletek leképzése:
    - Bitvektor szintű megvalósítás („bit-flattening”, „bit-blasting”)
  - CBMC SMT megoldóval:
    - Satisfiability Modulo Theories: Kiterjesztés különböző domének kezelésére (pl. integer aritmetika)
- SATURN:
  - Korlátozott ciklusbejárás: Max. 2 lefutás
  - Teljes Linux kernel ellenőrizhető: Null pointer hivatkozásokra

Összefoglalás: Hatékony technikák modellellenőrzéshez

- Szimbolikus modellellenőrzés
  - ROBDD alakban kezelt karakterisztikus függvények
  - „Jól strukturált” problémák esetén hatékony
    - Pl. azonos viselkedésű résztvevők protokollokban
  - Változók sorrendezésétől is függ a méret
- Korlátos modellellenőrzés invariánsokra
  - Logikai függvények igazságának keresése (SAT eszköz)
  - Korlátos hosszúságú ellenpéldák keresése
    - Ha ad ellenpéldát, az mindenképpen érvényes
    - Ha nincs ellenpélda, az még nem végleges eredmény (lehet, hogy hosszabb az ellenpélda)
  - Tesztgenerálásra jól alkalmazható

A modellellenőrzés jellemzői

Modellellenőrzés a tervezési folyamatban



A modellellenőrzés kedvező tulajdonságai

- Lehetséges nagy modellméretet is kezelni
  - Akár 10^{20}, de példa van 10^{100}-nál nagyobb méretre is
  - Ez a rendszermodell mérete (pl. automaták hálózata)
  - Hatékony technikák: Szimbolikus, SAT alapú (korlátos)
- Általános módszer
  - Szoftver, hardver, protokollok, …
- Teljesen automatikus eszköz, nem szükséges tervezői intuíció, erős matematikai háttérismeret
  - Tételbizonyítás ennél bonyolultabb!
- Ellenpéldát generál, ami segít a hibák javításában

2007. évi Turing Award a modellellenőrzés kifejlesztőinek:
E. M. Clarke, E. A. Emerson, J. Sifakis (1981)

A modellellenőrzés hiányosságai

- Skálázhatóság
  - Explicit állapottér bejárást alkalmaz
  - Hatékony technikák vannak ugyan erre, de nem garantált a jó skálázhatóság
- Elsősorban vezérlés-orientált alkalmazásokra
  - Komplex adatstruktúrák hatalmas állapotteret jelentenek
- Nehéz az eredményeket általánosítani
  - Ha egy protokoll helyes 2 résztvevő esetén, akkor helyes-e N résztvevő esetén?
- A követelmények formalizálása nem egyszerű
  - Temporális logika „nyelvjárások” alakultak ki különböző alkalmazási területeken
  - Példa: PSL (Property Specification Language, IEEE szabvány)