Oblikovanje programske podrške

2012./2013. grupa P01

Temelji formalne verifikacije

Formalna verifikacija

Prof.dr.sc. Vlado Sruk

Sveučilište u Zagrebu
Fakultet elektrotehnike i računarstva
Zavod za elektroniku, mikroel., računalne i inteligentne sustave

Sadržaj

- Osnove modalne i vremenske (temporalna) logike
- Definicije Kripke struktura
- Vremenska logika s grananjem
- Specifikacija ponašanja sustava CTL formalizmom

Literatura

- Clarke E., Grumberg O., Peled D.: *Model Checking*, MIT Press 1999.

Pripremio: Nikola Bogunović

Prilagodio: Vlado Sruk

U pripremi materijala osim literature upotrijebljeni su i drugi izvori, te zahvaljujem autorima.

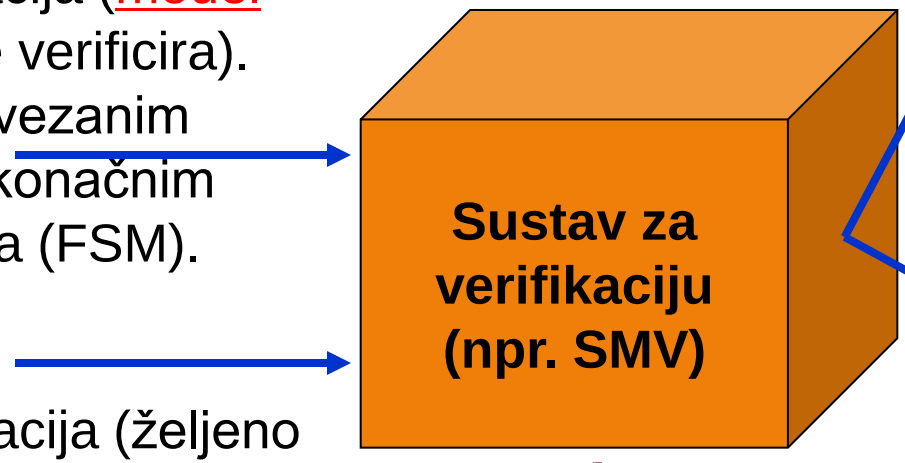
Sadržaj

- Formalna matematička logika
  - propozicijska
  - predikatna
- Preslikavanje formula predikatne logike u normalizirane klauzule
- Postupci formalne verifikacije računalnih sustava

Formalna verifikacija

- Formalna verifikacija programske potpore metodom provjere modela (engl. Model checking)
- Postupak provjere da *formalni model* izvedenog sustava *(I),* odgovara *formalnoj specifikaciji (S)* s matematičkom izvjesnošću

I = Implementacija (model sustava koji se verificira). Izraženo povezanim strojevima s konačnim brojem stanja (FSM).



S =Specifikacija (željeno ponašanje). Izraženo u vremenskoj logici.

$I \not\models S$

DA = model sustava logički zadovoljava specifikaciju

NE - ispis pogrešnog izvođenja programa

Modalna logika

- *Modalna logika* - proširenje klasične logike "modalitetima" istinitosti (subjektivnim konceptima), kao što su npr. "što mora biti istinito" i "što može biti istinito.
- Npr.: p = atomički propozicijski simbol

Neka je: *p = F* (neistinit) u sadašnjem svijetu (stanju stvari).

Tada:

(*moguće* p) = T ako postoji bar jedan drugi svijet (neka druga situacija, neki drugi scenarij, neka druga baza znanja) u kojoj je p = T.

(*nužno* p) = F jer (*nužno* p) = T samo akko je p istinit u svim svjetovima (što ovdje nije slučaj).

U klasičnu propozicijsku i predikatnu logiku dodaju se *modalni operatori.*

Vremenska (temporalna) logike

- Prema tipu modalnosti razlikujemo logike:
  - Aletička logika potrebitost, mogućnost
  - Deontička logika: obligatornost (nužnost), dozvoljivost
  - Epistemička logika: znanje, vjerovanje
  - ***Vremenska logika***: uvijek, konačno, što_je_bilo, što_je_sad, što_će_biti
  - . . .
- **Vremenska logika (TL) - višestruki pogledi:**
- Propozicijska vremenska logika :
  - klasična propozicijska logika proširena vremenskim operatorima.
  - najviša razina apstrakcije u rasuđivanju.
- Vremenska predikatna logika prvoga reda (varijable, funkcije, predikati, kvantifikatori):
  - različiti tipovi vremenske logike prvoga reda
  - interpretirana-neinterpretirana (pretpostavlja ili ne strukturu),
  - globalne i lokalne varijable,
  - kvantifikacija preko vremenskih operatora ili ne.

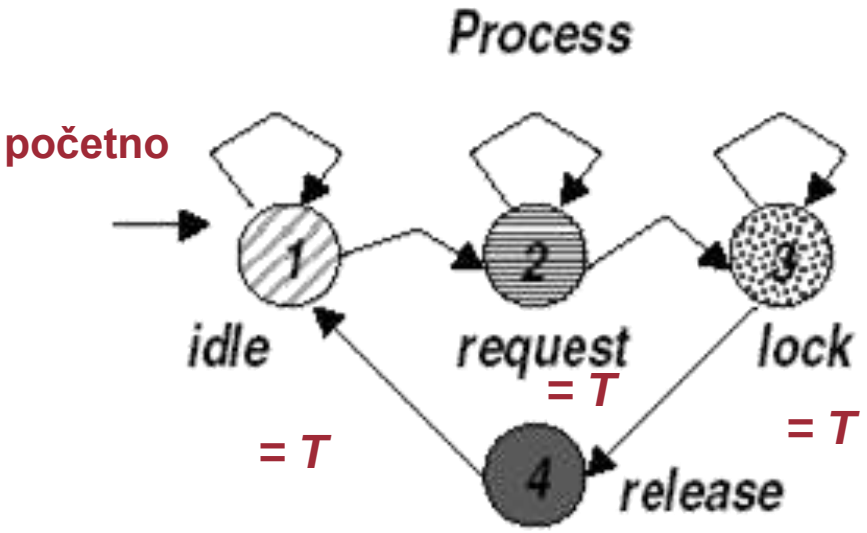
Vremenska logika: višestruki pogledi

- Globalna ili modularna:
  - Endogena i egzogena. Rasuđivanje o kompletnom sustavu ili ne.
- Vremenska logika linearnog vremena:
  - U svakom trenutku postoji samo jedan budući trenutak (jedna vremenska crta).
- Vremenska logika s grananjem vremena:
  - U svakom trenutku može postojati više različitih budućih vremenskih crta.
- Diskretno ili kontinuirano vrijeme.
  - U računarstvu uobičajeno diskretno vrijeme (sekvence stanja).
- Prošlo i buduće vrijeme.
  - Izvorno vremenska logika obuhvaća oba vremena.
  - U digitalnim sustavima uobičajeni su samo operatori budućeg vremena.
- Odabiremo: propozicijska, globalna, grananje, buduće vrijeme

Linearna vremenska struktura

- Linearna vremenska struktura opisana uređenom trojkom model implementacije (*I*) = *Kripke struktura M*
- 1971 Saul Kripke - kontekst modalne logike
  Kripke struktura: I=M = (S, R, L)
- S : skup stanja: - skup mogućih svjetova (stanja).
- R : relacija dostupnosti: - $R \subseteq S \times S$ između svjetova (stanja).
  - $\forall s \in S \ (\exists t \in S \mid (s, t) \in R)$
  - totalna binarna relacija
- L : $\mathbf{S \rightarrow 2^{AP}}$ - funkcija označavanja stanja:
  - daje interpretaciju svih simbola iz skupa AP za stanje s (*engl. labeling)*.
  - AP: skup atomičkih propozicijskih simbola
- Analogno i formalno jednako modelu automata (stroju stanja).
- U Kripke strukturi oznake na čvorovima grafa (kod automata oznake su na lukovima).

Tipičan primjer Kripke strukture



$S = \{1, 2, 3, 4\}$

$R = \{(1,1), (1, 2), (2, 2), (2, 3), (3, 3), (3, 4), (4, 1)\}$

L: $L(1) = \{ idle \}$

$L(2) = \{ request \}$

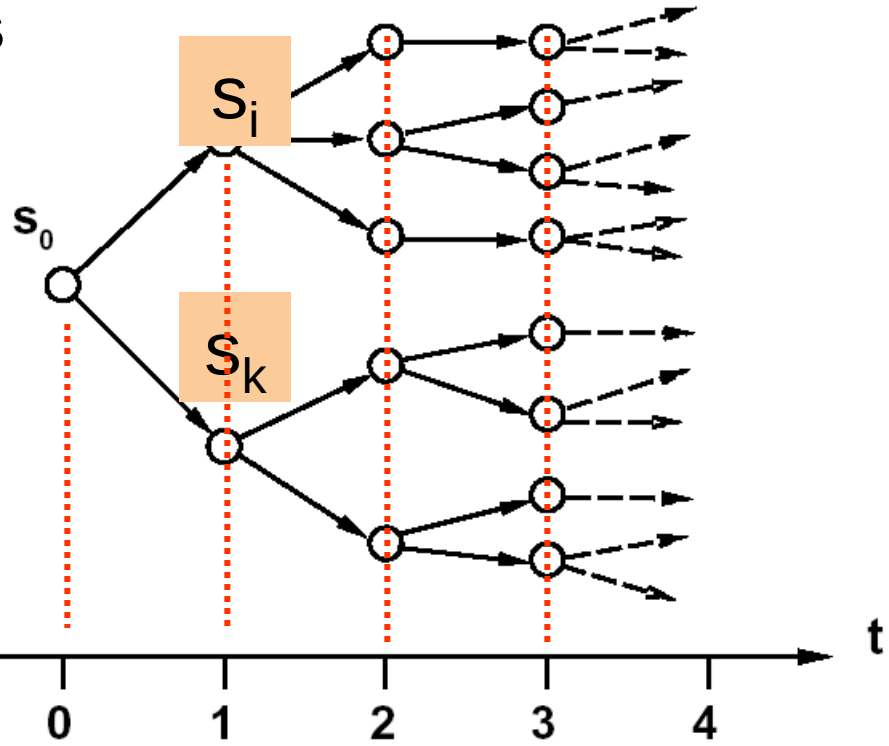
$L(3) = \{ lock \}$

$L(4) = \{ release \}$

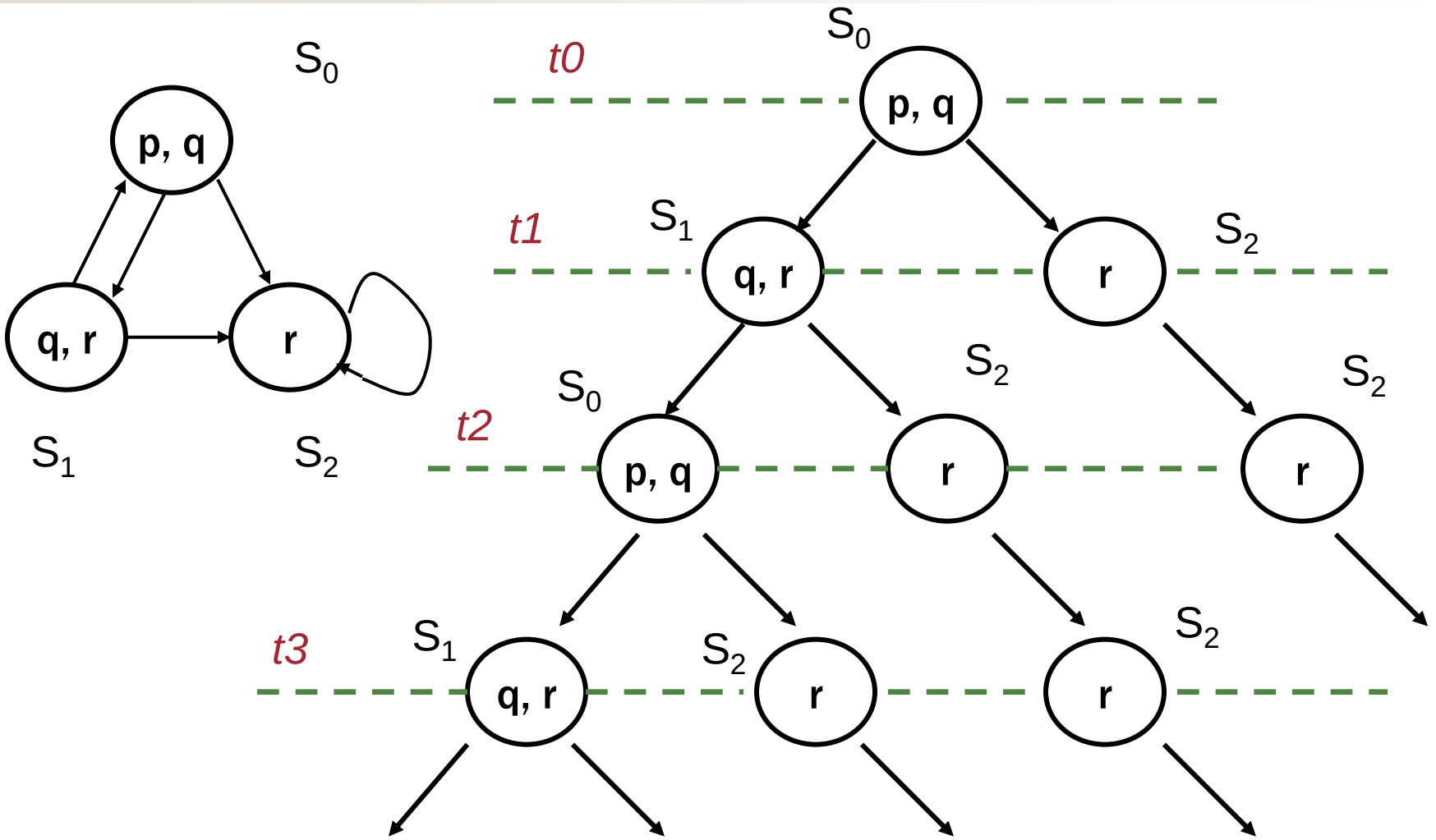
$= T$ istinito u stanju

Kripke struktura M

- tip nedeterminističkog stroja s konačnim brojem stanja
  - 1963 Saul Kripke
- može se promatrati kao beskonačno stablo izvođenja sustava
  - "odmota" se počevši od promatranog stanja s_0
- To je *vremenska logika s grananjem*
  - *engl. Computation Tree Logic - CTL*



Primjer modela

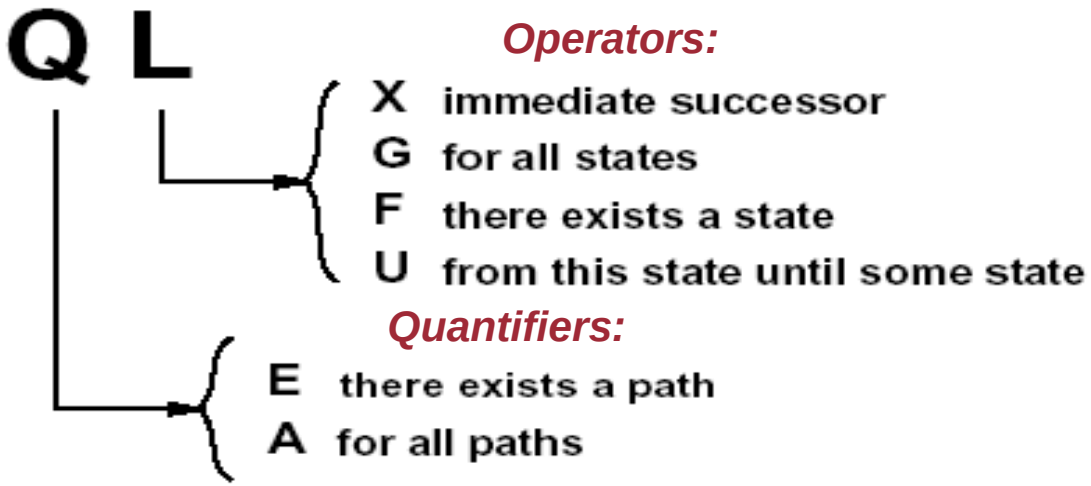


p, q, r - propozicijski simboli

S_0 - početno stanje ili stanje koje nas zanima

CTL vremenski operatori:

- promatrano u kontekstu Kripke strukture

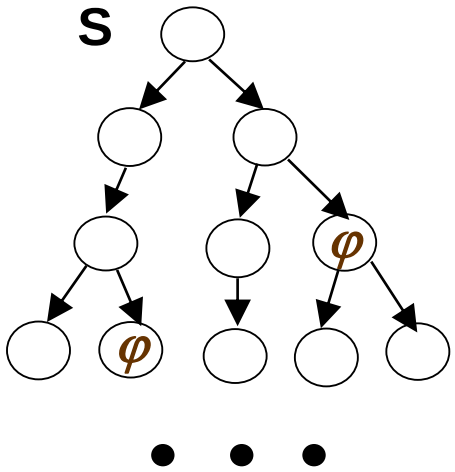


EX	AX
EG	AG
EF	AF
EU	AU

PAZI:
Uvijek u paru !!

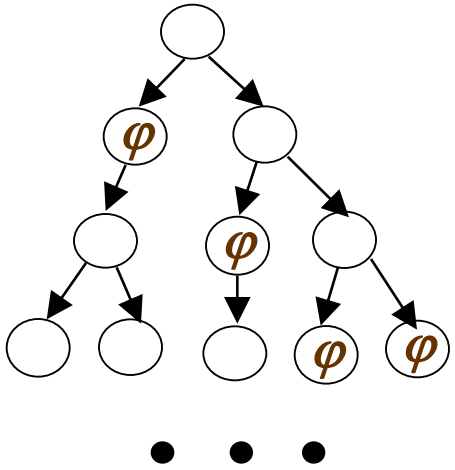
Primjeri CTL formula

- ***M – model***
- ***S – stanje***
- ***φ - formula***
- postoji put takav da je φ eventualno istinita



EF (exists future) - *(EF φ) = T*

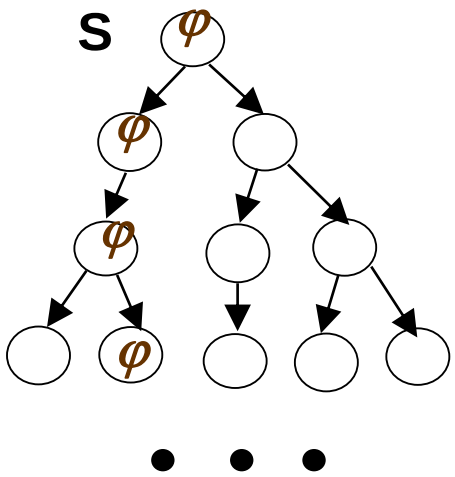
- za sve putove vrijedi da je φ eventualno istinita



AF (all future) - *(AF φ) = T*

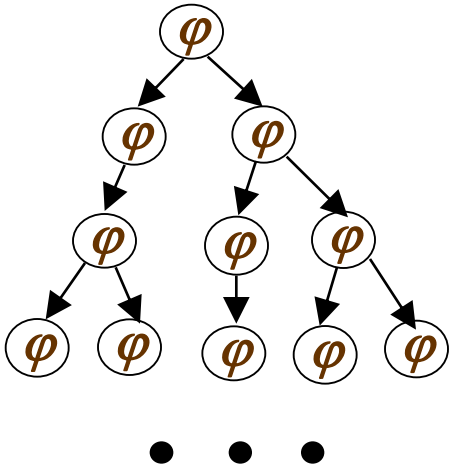
Primjeri CTL formula

- postoji put takav da je φ istinito u svim stanjima



EG (exists globaly) - *(EG φ) = T*

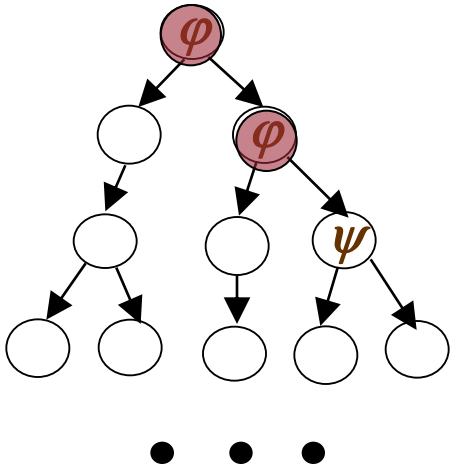
- za sve putove vrijedi da je φ istinita



AG (allways globaly) - *(AG φ) = T*

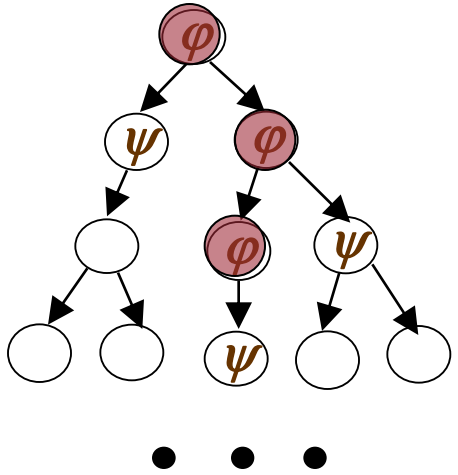
Primjeri CTL formula

- postoji put takav da je φ istinita do ispunjenja ψ



EU (exists until) - $E(\varphi U \psi) = T$

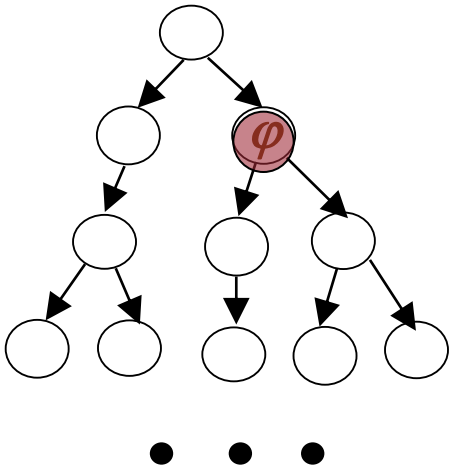
- za sve putove vrijedi da je φ istinita do ψ
  - *kakva je vrijednost φ?*



AU (all until) - $A(\varphi U \psi) = T$

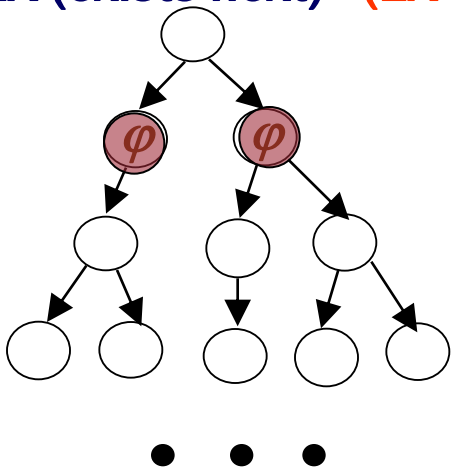
Primjeri CTL formula

- postoji put takav da je φ istinita u slijedećem stanju



EX (exists next) - (EX φ) = T

- za sve putove vrijedi da je φ istinita u slijedećem stanju



AX (all next) - (AX φ) = T

Formalna sintaksa CTL logike:

- Propozicijska formula $\in$ L = atomička formula

1. Svaka atomička formula je *formula stanja*.
2. Ako su f,g formule stanja, to su i $\neg$f, (f $\wedge$ g), (ostale se izvode)
3. Ako je f *formula puta*, E f, A f su *formule stanja*.
4. Ako su g, h *formule stanja*, tada su X g, (g U h) *formule puta*,

- Formule stanja se evaluiraju u stanjima.
- Formule puta se evaluiraju duž puta.

- Svi drugi operatori (npr. *EG*) se mogu izraziti pravilima 1 - 4.
- AU, EU - binarni operatori
- Ostali - unarni operatori
- U CTL logici formule puta ne mogu biti ugnježđene!!
  - one traže uporabu operatora E ili A da bi postale formule stanja (pravilo 3).

Primjeri CTL sintakse

- Ispravno/Dobro definirane CTL formule:

  AG ($q \Rightarrow$ EG r)

  EG p

  E (p U q)

  A (p U EF p)

  AG ($p \Rightarrow$ A [p U ($\neg p \wedge$ A [$\neg p$ U q])])

- Krivo definirane formule CTL formule:

  FG p ; F i G slijede iza E ili A

  EF (r U q) ; U se može upariti samo sa A ili E

  ; Ex.: EF E(r U q), EF A(r U q)

  AF [(r U q) $\wedge$ (p U r)] ; ispravan oblik je A(α U β)

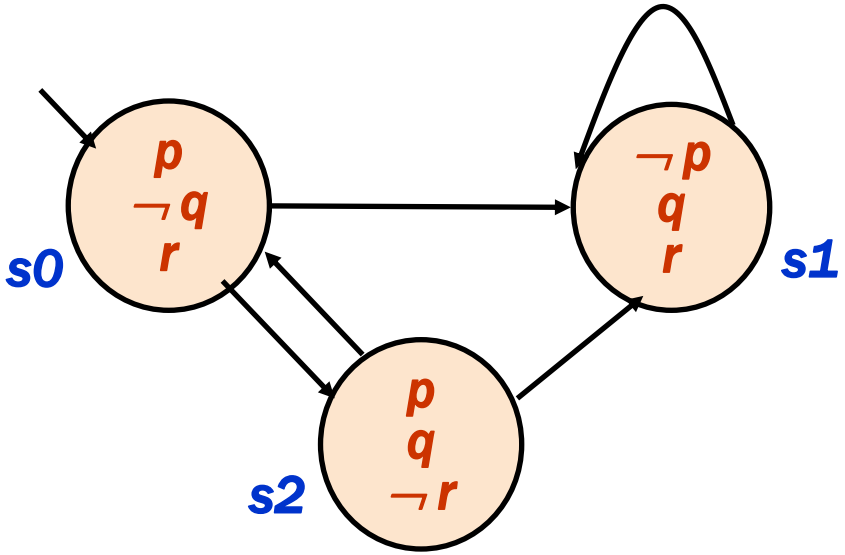
  ; F se ne može ovdje miješati

  ; $\wedge$ može biti samo unutar α ili β

  ; Ex: A [(p $\wedge$ q) U ($\neg$r $\Rightarrow$ q)]

Primjer CTL

- Koja svojstva vrijede za zadani primjer?



  - (EX p)(s_0)
  - (A[p U q])(s_0)
  - (EX AF p)(s_0)
  - (A[¬ p U q])(s_0)

CTL semantika

- M = (S, R, L) - model sustava (Kripke struktura)
- M, s $\models \varphi$ formula vrem. Logike φ *je istinita* u modelu M za stanje s
- M, s $\not\models \varphi$ formula vrem. logike φ *nije istinita* u modelu M za stanje s

1. M, s $\models$ p *istinita* akko p $\in$ L(s) ; *p je propozicijski atomički simbol*
2. M, s $\models (\varphi_1 \wedge \varphi_2)$ akko M, s $\models \varphi_1$ i M, s $\models \varphi_2$
3. M, s $\models (\varphi_1 \vee \varphi_2)$ akko M, s $\models \varphi_1$ ili M, s $\models \varphi_2$
4. M, s $\models (\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2)$ akko M, s $\not\models \varphi_1$ ili M, s $\models \varphi$
5. M, s $\models$ AX φ akko za sve si takve da s $\rightarrow s_i$
   Vrijedi M, s_i $\models \varphi$ (u svakom slijedećem stanju)
6. M, s $\models$ EX φ ako za neki si takav da s $\rightarrow s_i$,vrijedi M, s_i $\models \varphi$
   (*u nekom slijedećem stanju*)

7. $M, s \models AG\ \varphi$ akko za sve putove $s_1 \rightarrow s_2 \rightarrow s_3 \rightarrow \ldots$,

gdje $s = s_1$ i svaki s_i duž puta, vrijedi $M, s_i \models \varphi$

(*za sve putove koji započinju u s, obilježje φ vrijedi globalno duž puta*)

8. $M, s \models EG\ \varphi$ akko postoji put $s_1 \rightarrow s_2 \rightarrow s_3 \rightarrow \ldots$,

gdje $s = s_1$ i svaki s_i duž puta, vrijedi $M, s_i \models \varphi$

(*postoji put koji započinje u s, takav da obilježje φ vrijedi globalno duž puta*)

9. $M, s \models AF\ \varphi$ akko za sve putove $s_1 \rightarrow s_2 \rightarrow s_3 \rightarrow \ldots$,

gdje $s = s_1$, postoji neki s_i duž puta, vrijedi $M, s_i \models \varphi$

(*za sve putove koji započinju u s, postoji neko buduće stanje u kojem vrijedi obilježje φ*)

10. $M, s \models EF\ \varphi$ akko postoji put $s_1 \rightarrow s_2 \rightarrow s_3 \rightarrow \ldots$,
gdje $s = s_1$ i za neki s_i duž puta, vrijedi $M, s_i \models \varphi$
(*postoji put koji započinje u s takav da*
Obilježje φ vrijedi u nekom budućem stanju)

11. $M, s \models A(\varphi_1\ U\ \varphi_2)$ akko za sve putove $s_1 \rightarrow s_2 \rightarrow s_3 \rightarrow \ldots$,
gdje $s = s_1$, taj put zadovoljava $(\varphi_1\ U\ \varphi_2)$.
φ_1 je kontinuirano istinita
dok se ne pojavi (φ_2 = True) nekom stanju.
Formula zahtijeva da bude (φ_2 = True)
U nekom budućem stanju.

12. $M, s \models E(\varphi_1\ U\ \varphi_2)$ akko postoji put $s_1 \rightarrow s_2 \rightarrow s_3 \rightarrow \ldots$,
gdje $s = s_1$, i taj put zadovoljava $(\varphi_1\ U\ \varphi_2)$.
φ_1 je kontinuirano istinita
dok se ne pojavi (φ_2 = True) u nekom stanju.
Formula zahtijeva da bude (φ_2 = True)
U nekom budućem stanju.

11. i 12. : φ_1 može biti istinit ili ne u i nakon stanja u kojem φ_2=True

(semantika "until" je različita od prirodnog jezika).

φ_2 može biti istinit i prije početnog stanja s.

Za 7. do 12. : Skup budućih stanja uključuje i sadašnje stanje

(konvencija)

Posljedica:

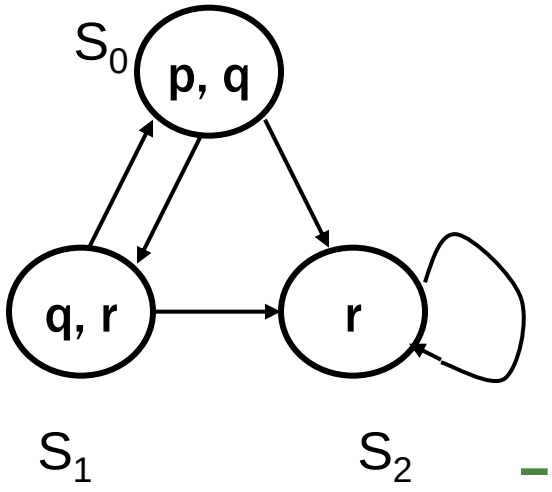
$p \Rightarrow EF\ p$ (ako p vrijedi sada, EF p također vrijedi)

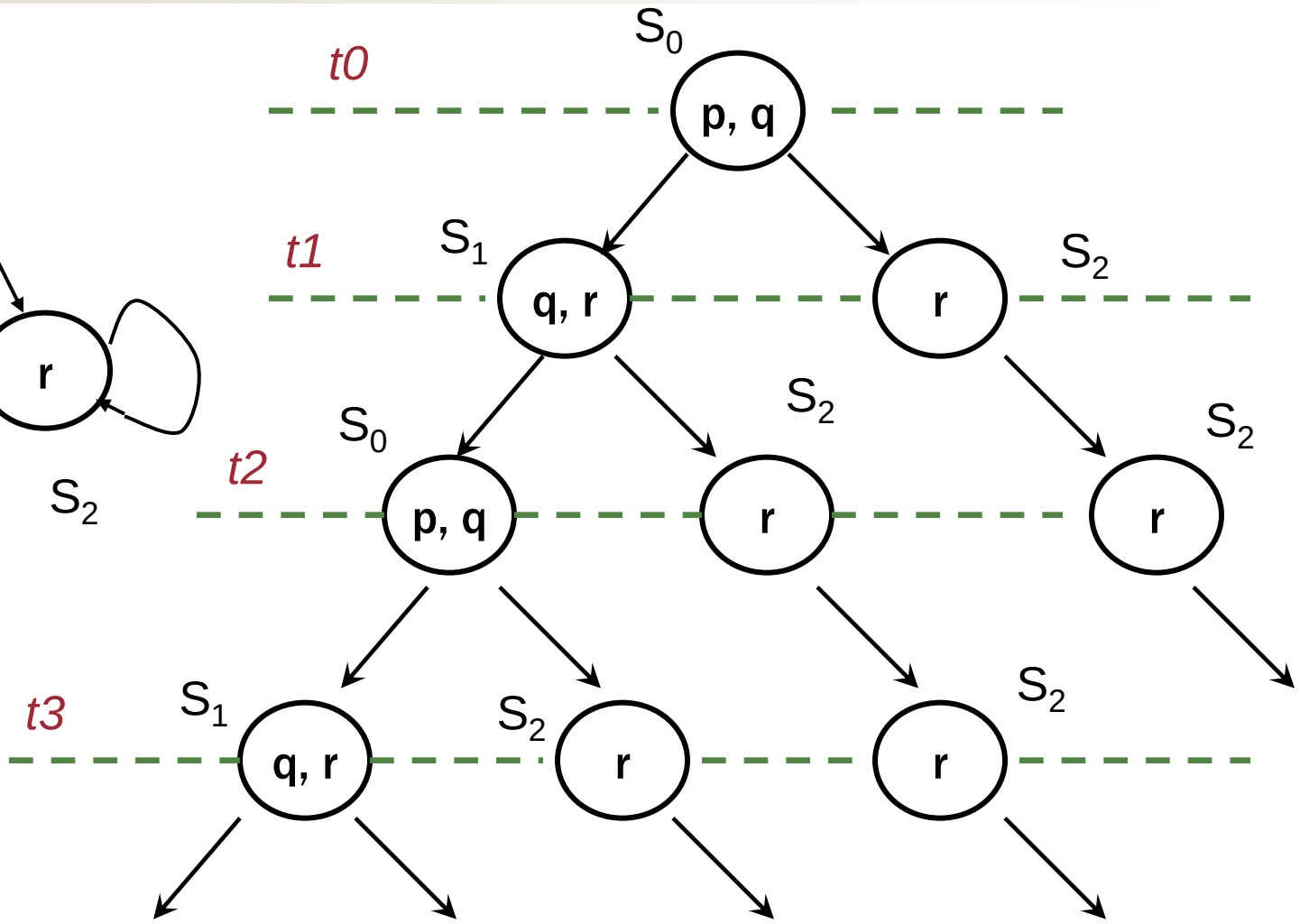
$(AG\ p) \Rightarrow p$

$p \Rightarrow A(q\ U\ p)$

Ove formule su istinite u svakom stanju svakog modela.

Primjer modela





p, q, r - propozicijski simboli

S_0 - početno stanje ili stanje koje nas zanima

Istinite vremenske formule za model i stanje s_0

$M, s_0 \models (p \wedge q)$; atomi p i q su istiniti u stanju s_0

$M, s_0 \models \neg r$; atom r nije istinit u stanju s_0

$M, s_0 \models EX\ (q \wedge r)$; postoji put gdje je za slijedeće stanje vrijedi $(q \wedge r)$

$M, s_0 \models \neg AX\ (q \wedge r)$; postoji jedan put na kojem ne vrijedi za slijedeće stanje $(q \wedge r)$

$M, s_0 \models \neg EF\ (p \wedge r)$; nema puta sa stanjem za koje vrijed $(p \wedge r)$

$M, s_0 \models AF\ r$; duž svih putova možemo dosegnuti stanje za koje vrijedi r

$M, s_0 \models E\ [(p \wedge q)\ U\ r]$; postoji put iz s0 na kojem u svim stanjima $(p \wedge q)$ = True, dok r=True (npr. do s_2)

$M, s_0 \models A\ [p\ U\ r]$; na svim putovima vrijedi [p U r]

CTL ekvivalencije

$\neg AF\ \varphi = EG\ \neg\varphi$; de Morgan

$AF\ \varphi = \neg EG\ \neg\varphi$

$EG\ \varphi = \neg AF\ \neg\varphi$

$AG\ \neg\varphi = \neg EF\ \varphi$; de Morgan

$AG\ \varphi = \neg EF\ \neg\varphi$

$\neg AX\ \varphi = EX\ \neg\varphi$; X je vlastiti dual

$AX\ \varphi = \neg EX\ \neg\varphi$

$AF\ \varphi = A\ (True\ U\ \varphi) = \neg EG\ \neg\varphi$

$EF\ \varphi = E\ (True\ U\ \varphi)$

$EG\ \varphi = \neg[\ A\ [True\ U\ \neg\varphi]]$

EG je nedjeljiv, tj. E¬G nije ispravna CTL formula

Notacija:

A[p U q] = *[p AU q]*

E[p U q] = *[p EU q]*

Temeljem gornjih ekvivalencija, za izračun svih CTL formula dovoljno je imati postupke za izračun EX, EG, EU = *adekvatni skup*

- *engl. adequate set*
- Postoji više adekvatnih skupova.

Primjeri: Preslikavanja prirodnog jezika u CTL

1. Moguće je doći u stanje gdje *start=T i ready=F*.

$$EF\ (start \wedge \neg ready)$$

2. Za svako stanje, ako se postavi zahtjev (za nekim resursom) biti će konačno prihvaćen (kad-tad).

$$AG\ (\ zahtjev \Rightarrow AF\ prihvaćen)$$

3. U svakom slučaju, određeni proces će *konačno* biti stalno zaustavljen

$$AF\ (AG\ zaustavljen)$$

4. Iz svakog stanja moguće je doći do stanja "restart".

$$AG\ (EF\ restart)$$

5. Na putu prema gore, dizalo na drugom katu neće promijeniti smjer gibanja, ako postoji putnik koji želi na peti kat.

$$AG[\ (kat=2 \wedge smjer=gore \wedge pritisnuta\_tipka\_5) \Rightarrow$$
$$A\ (smjer=gore\ U\ kat=5)\ ]$$

6. Dizalo *može* ostati *stalno* stajati na trećem katu sa zatvorenim vratima.

$$AG\ [\ (kat=3 \wedge stoji \wedge vrata=zatvoreno) \Rightarrow$$

$$EG\ (kat=3 \wedge stoji \wedge vrata=zatvoreno)\ ]$$

7. Kadgod in = 1, nakon dva takta uvijek out = 1

$$AG\ (in \Rightarrow AX\ AX\ out)$$

8. Uvijek vrijedi: ako se pojavi signal "send" onda konačno signal "receive" postaje istinit, te do tog trenutka "send" mora ostati istinit

$$AG\ (send \Rightarrow A(send\ U\ receive))$$

CTL provjera modela

- *engl. CTL model checking*
- Za danu Kripke strukturu (usmjereni označeni graf)
  - I određen *skup početnih stanja* S_0 ,
  - Provjeri da CTL formula zadovoljava za ta stanja:

Formalno:

$$M, S_0 \models \phi \text{ , tj. } \forall\, s_0 \in S_0\ M, s_0 \models \phi \text{ (za svako stanje iz } S_0)$$

Postupak:

Potrebno je pronaći sva stanja koja zadovoljavaju CTL formulu ϕ , i ispitati da li je željeni podskup S_0 uključen.

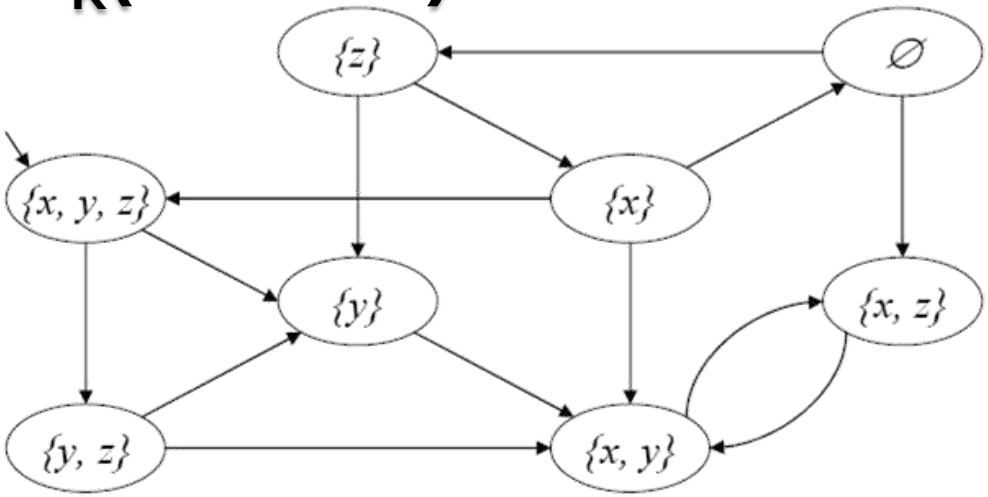
CTL provjera modela $\Rightarrow$ manipulacija skupovima stanja.

Primjer razrješavanja ugniježđenih operatora

- Algoritam:
  1. izračunaj stanja koje zadovoljava najugneždenija formula
     - princip iznutra prema van
  2. uporijebi rezultate za izračun drugog novoa formula
  3. ponavljaj 2
- Primjer izračuna $\mathbf{S_K(AF\ AG\ \mathit{x})}$

Example

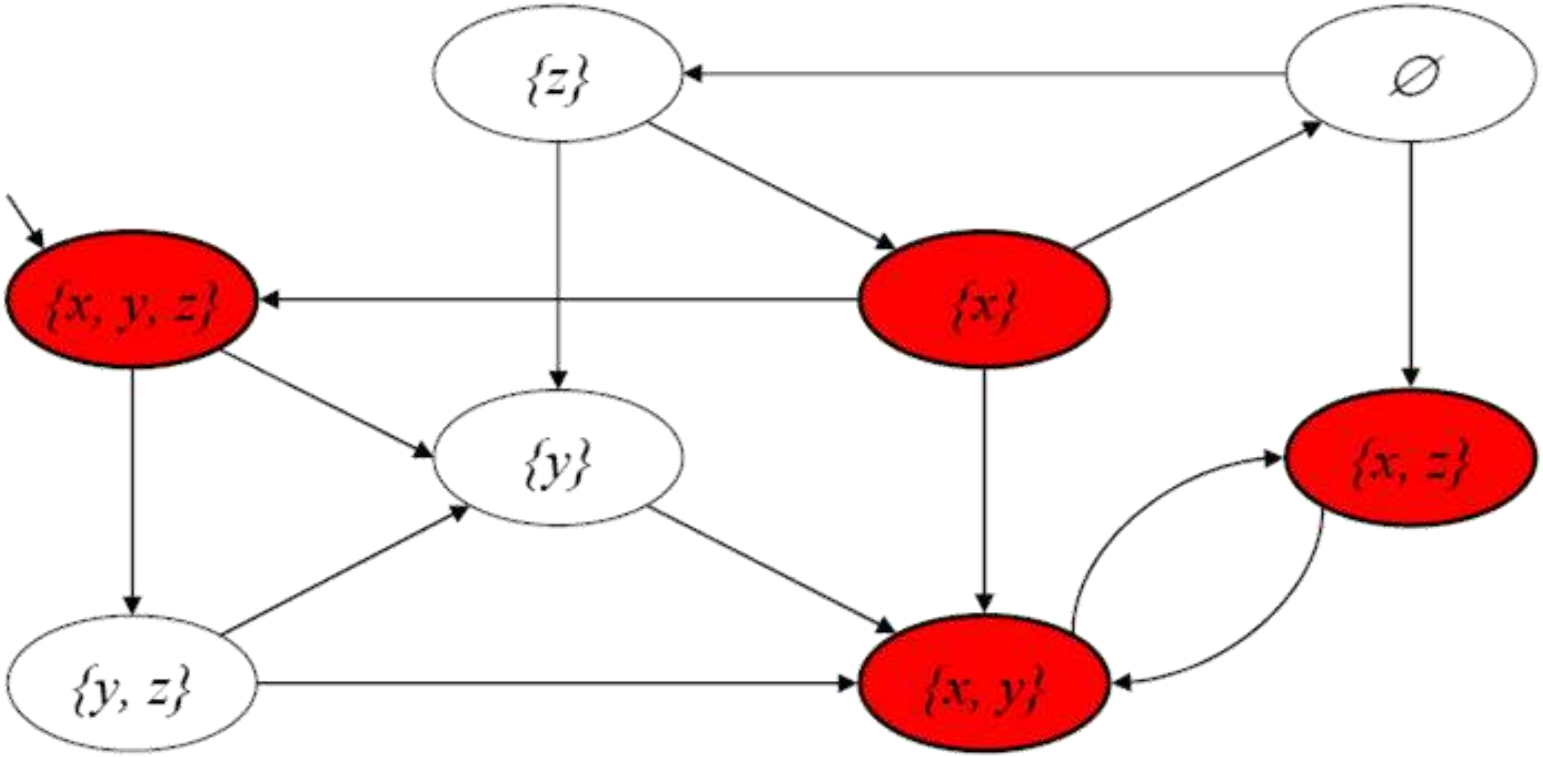
For $S_K(AF\ AG\ x)$
compute successively
- $S_K(x)$,
- $S_K(AG\ x)$, and
- $S_K(AF\ AG\ x)$



UNESCO math&dev.
TUNIS - février 2008

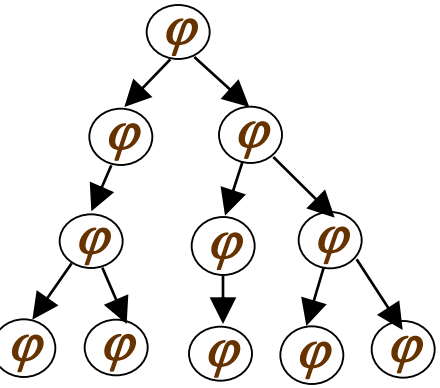
1. Izračunati $S_K(x)$

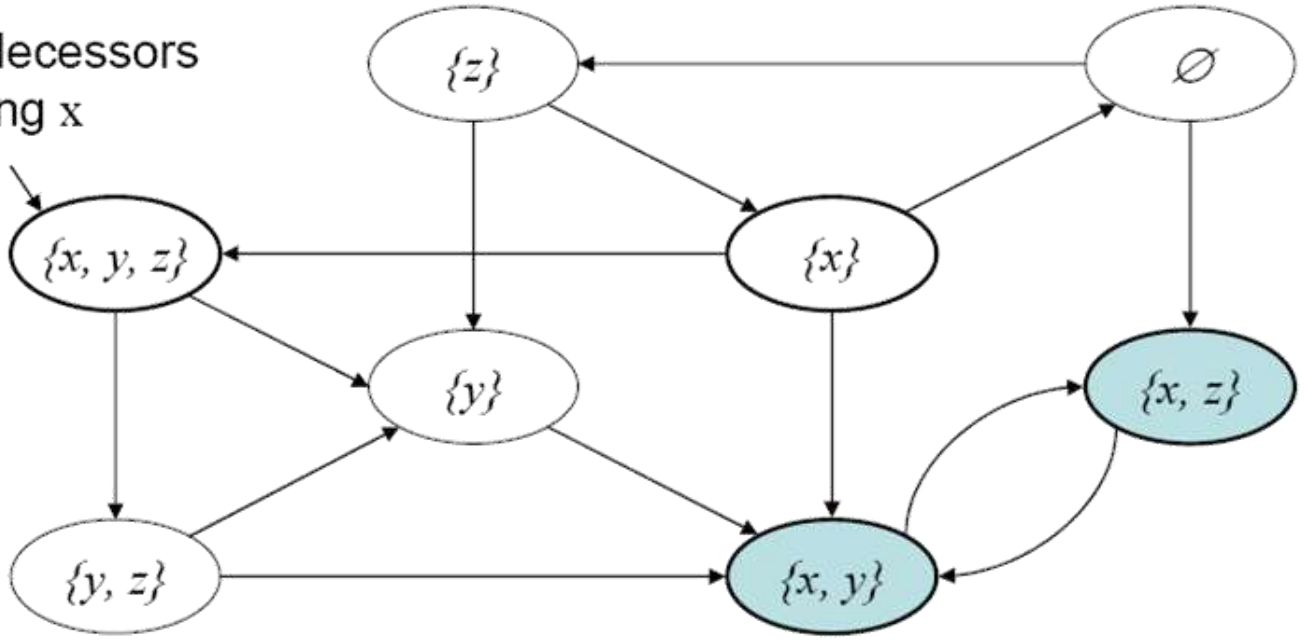
- sva stanja u kojima postoji x



2. Izračunati $S_K(AG\ x)$

To be kept,
a state satisfying x
must be the root of runs satisfying x
->
analyze the predecessors
of states satisfying x

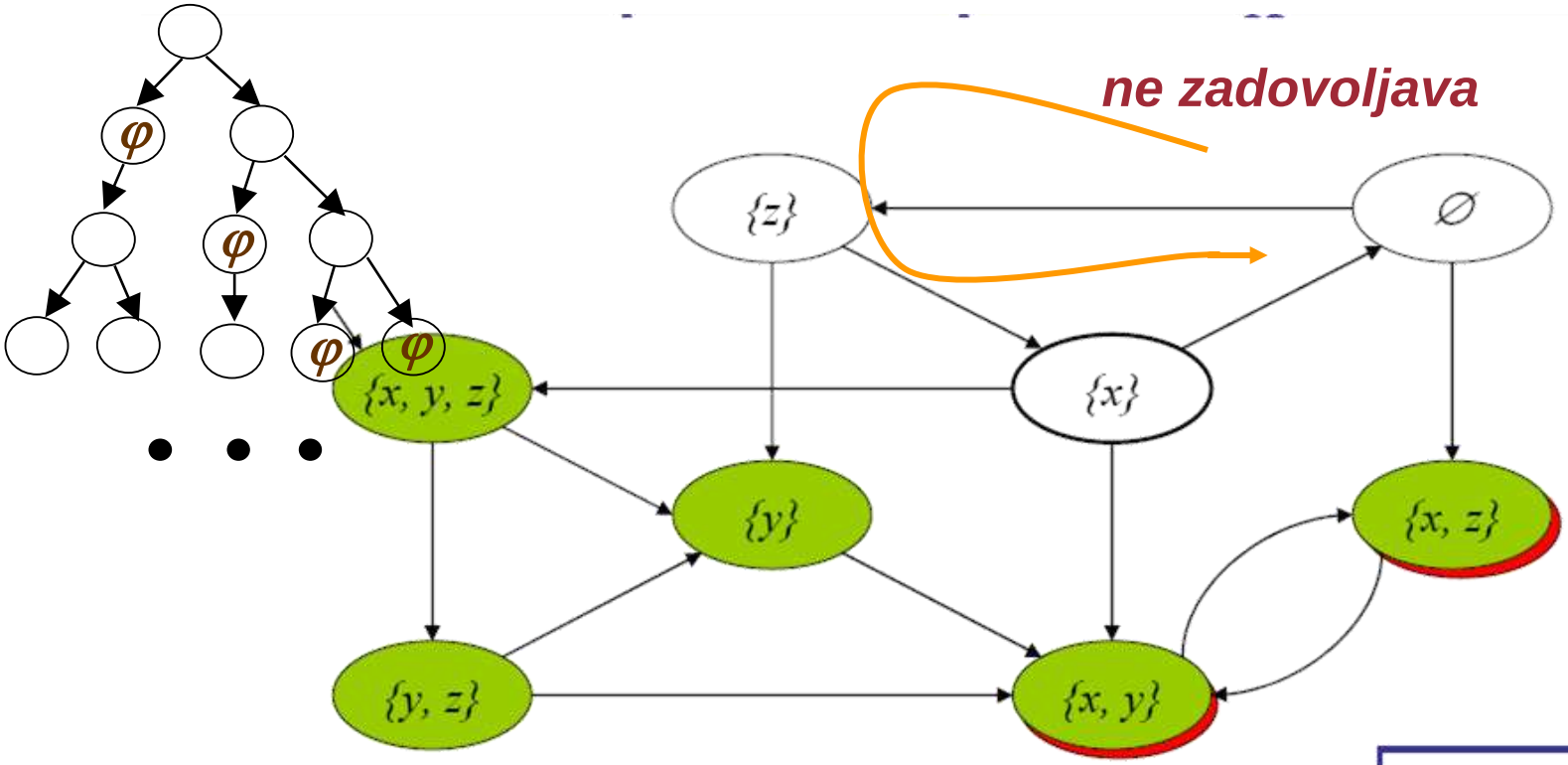




Uključuje sadašnje stanje!

Only 2 states remain,
with a circuit between them
-> *an (infinite) run visit them*

3. Izračunati S_K(AF AG *x*)



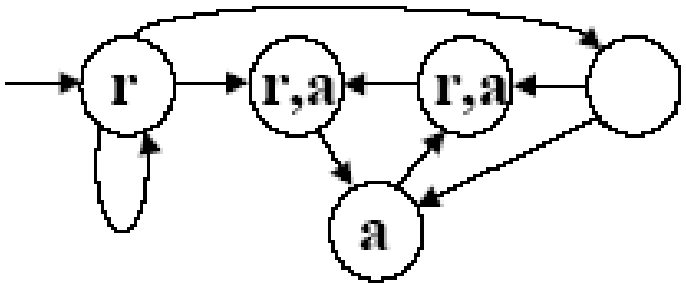
- We find the former 2 states
-and also inductively
all predecessors that eventually reach them
in all their runs.

Remove predecessors that do not have all its successors reaching them.

UNESCO math&dev.
TUNIS - février 2008

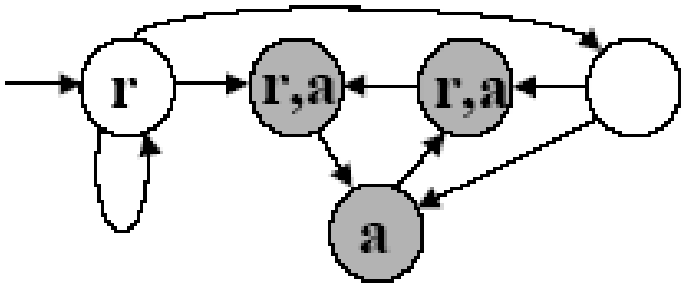
Primjer 2

Determine the set of states in machine satisfying the CTL formula: $AG(r \Rightarrow AF\ a)$ = specifikacija



= model (implementacija)

Step (1) Set of states satisfying " a "



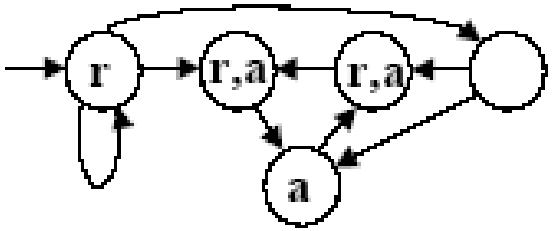
Step (2) Set of states satisfying "AF a"

Note: a state s satisfies "AF a" if either:
(i) " a " holds in s, or
(ii) "AF a" holds in every successor state of s

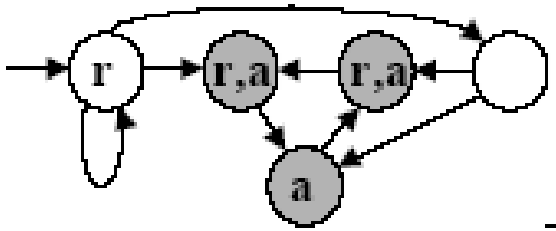
on all paths

Obtain approximations iteratively till fixpoint is reached.

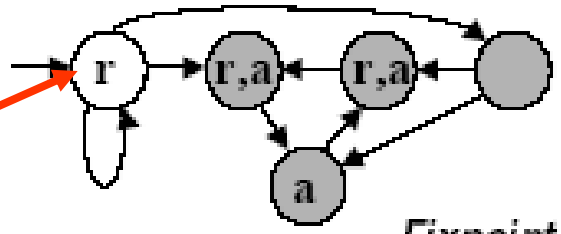
Initial approximation:



Next approximation:



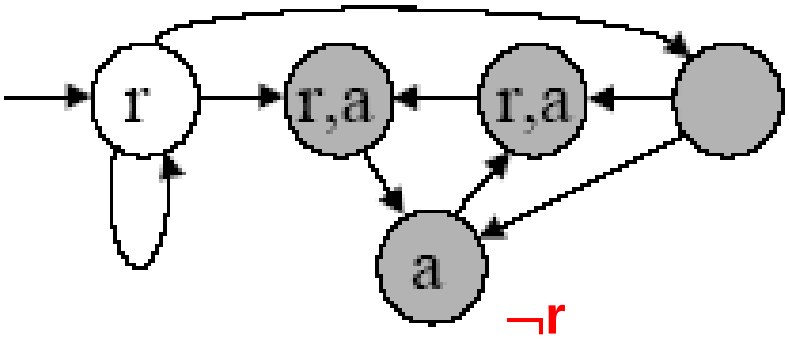
Final approximation:



Does not hold because of this path

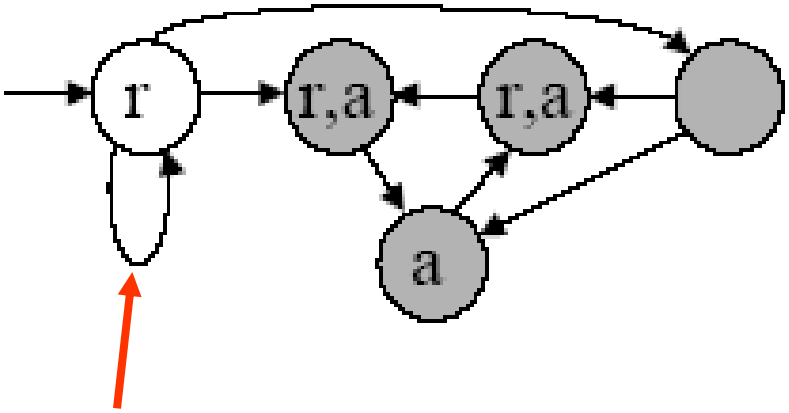
Fixpoint

Step (3) Set of states satisfying $r \Rightarrow AF\ a$

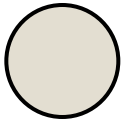


¬r ∨ AF a

Step (4) Set of states satisfying $AG(r \Rightarrow AF\ a)$



all grey states or states with all paths to grey states

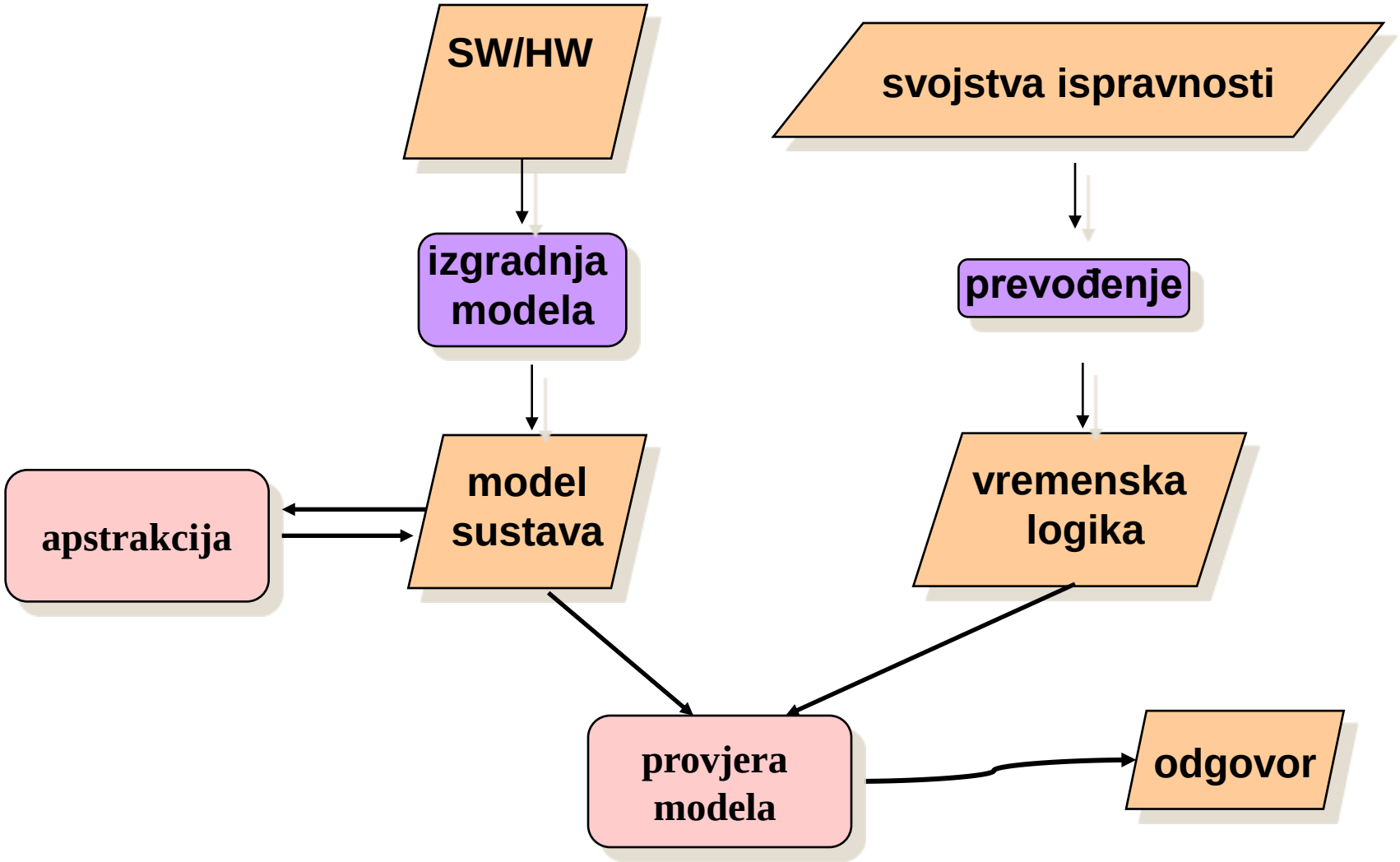


Property is not true in the initial state !

Counter-example: initial state infinitely often

(not always)

Sustavi automatske verifikacije



Formalna specifikacija

- Velik broj razvijenih formalnih specifikacija, najrasprostranjenije:
- VDM-SL (Vienna Development Method – Specification Language), IBM Research Laboratory in Vienna
  - http://www.vienna.cc/e/evdm.htm
  - Cliff B. Jones: Systematic Software Development Using VDM, by, 2nd edition, Prentice Hall,1990.
  - Fitzgerald, J.S., Larsen, P.G., Mukherjee, P., Plat, N. and Verhoef,M., Validated Designs for Object-oriented Systems. Springer Verlag 2005
- Z, PRG (Programming Research Group), University of Oxford, UK
  - http://czt.sourceforge.net/
  - Jim Woodcock, Jim Davies: Using Z: Specification, Refinement, and Proof'', Prentice Hall, 1996.
- B-Method, Jean-Raymond Abrial, France
  - http://www.methode-b.com/
  - J-R Abrial: The B-Book: Assigning Programs to Meanings, Cambridge University Press,1996
  - ZB 2000: Formal Specification and Development in Z and B, First International Conference of B and Z Users, York, UK, August 29 - September 2, 2000
  - ...

Zaključci

- Pokazana je samo jedna od mnogih *formalnih metoda*.

1. Implementacija sustava modelira se Kripke strukturom. Sustavi za verifikaciju (npr. SMV, VIS, SPIN, …) traže opis Kripke strukture u posebnim programskim jezicima.
2. Specifikacija željenog ponašanja izražava se CTL vremenskom logikom (u nekim sustavima i drugim vremenskim logikama).
3. Sustav za verifikaciju prolazi kroz sva stanja modela i provjerava da li model implementacije logički zadovoljava specifikaciju (*engl. model checking*).

- Poteškoće:
  - Precizno izraziti željeno ponašanje i modelirati strukturu.
  - Sustav za verifikaciju provjerava uvijek samo jedno željeno ponašanje.
  - Programski produkti imaju ogroman skup stanja, pa je moguća provjera samo pojedinih (kritičnih) dijelova.

Diskusija