Logică computațională
Curs 7

Lector dr. Mihiș Andreea-Diana

Rafinările rezoluției

- impun restricții asupra clauzelor care rezolvă, pentru a eficientiza procesul rezolutiv

Notație

- $S \mid\!\!-^{st}_{\text{Res}} \square$ ”din mulțimea S de clauze s-a derivat clauza vidă prin aplicarea strategiei *st* a rezoluției propozițінale”

Completitudinea și corectitudinea

- Toate rafinările şi strategiile rezolutive păstrează completitudinea şi corectitudinea.
- Combinarea lor poate impune prea multe restricţii şi deşi mulţimea iniţială de clauze este inconsistentă, s-ar putea să nu se poată deriva clauza vidă.
- sunt complete:
  - rezoluţia generală + strategia eliminării
  - rezoluţia generală + strategia mulţimii suport
  - rezoluţia generală + strategia mulţimii suport + strategia eliminării
  - rezoluția liniară + strategia eliminării
  - rezoluţia liniară + strategia mulţimii suport
- nu sunt complete:
  - rezoluția blocării + strategia eliminării
  - rezoluția blocării + strategia mulţimii suport
  - rezoluția blocării + rezoluția liniară
  - rezoluţia unitară
  - rezoluția de intrare

Rezoluția blocării (lock resolution)

- introdusă de Boyer în 1971

- fiecare apariţie de literal din mulţimea de clauze este indexat arbitrar cu un întreg
- *restricţia:* literalii care rezolvă din clauzele părinţi trebuie să aibă **cei mai mici indici** din aceste clauze
- literalii din rezolvenţi moştenesc indicii de la clauzele părinţi, iar în cazul moştenirii a doi literali identici, se păstrează cel cu indicele mai mic

- este foarte eficientă şi uşor de implementat, se recomandă combinarea ei cu strategia saturării pe nivele

Teorema de corectitudine și completitudine

- Teorema de completitudine

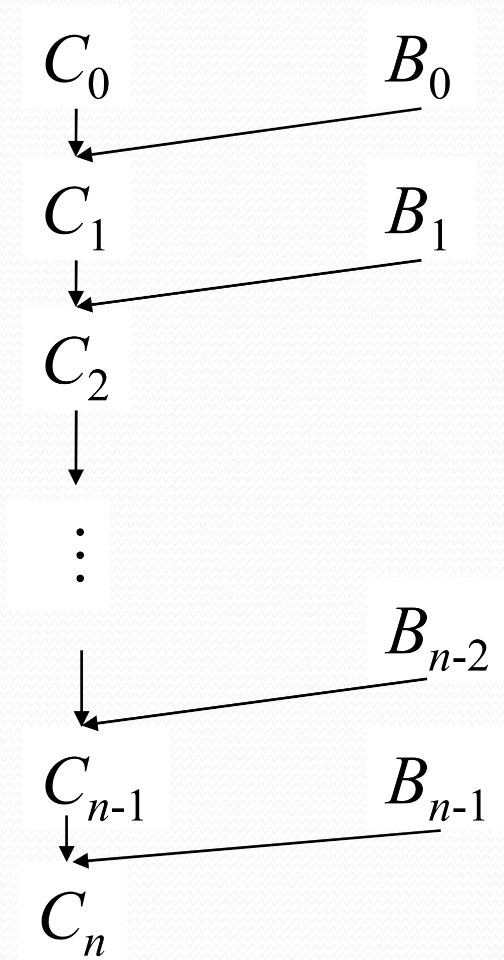
  Fie *S* o mulţime de clauze în care fiecare literal este indexat în mod arbitrar cu un întreg. Dacă *S* este inconsistentă, atunci există o deducţie din mulțimea *S* a clauzei vide prin rezoluţia blocării.

- Teorema de corectitudine

  Fie *S* o mulţime de clauze în care fiecare literal este indexat în mod arbitrar cu un întreg. Dacă din *S* se deduce prin rezoluţia blocării clauza vidă, atunci *S* este inconsistentă.

Rezoluția liniară

- Loveland 1970
- procesul rezolutiv este liniar: la fiecare pas una dintre clauzele părinte este rezolventul obţinut la pasul anterior
- Arborele de derivare corespunzător procesului rezolutiv liniar are forma:



  - C_0 clauză vârf
  - C_1, C_2,…, C_n clauze centrale
  - B_0, B_1,…, B_{n-1} clauze laterale
  - $\forall i=1,2,\ldots,n$, are loc: $C_i = \text{Res}\,(C_{i-1}, B_{i-1})$

Teorema de corectitudine și completitudine

- Mulțimea S de clauze este inconsistentă, dacă și numai dacă $S \vdash^{lin}_{\text{Res}} \square$.

Observație:

- rezoluția liniară furnizează o strategie la nivel de implementare: *căutarea cu revenire*
  - la fiecare iterație, pentru clauza centrală pot exista mai multe posibile clauze laterale
  - după ce au fost utilizate toate posibilele clauze laterale, dar nu s-a obținut, se revine la iterația precedentă
  - consistența mulțimii de clauze este demonstrată după o căutare completă fără derivarea clauzei vide

Cazuri particulare ale rezoluției liniare

- **Rezoluția unitară** (*unit*): clauzele centrale au *cel puţin* o *clauză părinte unitară* (conţine un singur literal)
- **Rezoluția de intrare** (*input*): clauzele *laterale* sunt clauze *iniţiale* (de intrare)

Teorema de echivalenţă dintre rezoluţia unit şi cea input

- Fie mulţimea S de clauze. $S \vdash_{\text{Res}}^{input} \square$ dacă şi numai dacă $S \vdash_{\text{Res}}^{unit} \square$.

- **corectitudinea**: Dacă $S \vdash_{\text{Res}}^{input/unit} \square$ atunci S este inconsistentă
- **incompletitudinea:** există mulţimi inconsistente de clauze din care nu se poate deriva clauza vidă folosind rezoluţia input sau rezoluţia unit.