IB013 Logické programování I

Hana Rudová

jaro 2012

Hodnocení předmětu

- **Průběžná písemná práce:** až 30 bodů (základy programování v Prologu)
  - pro každého jediný termín: **22.března**
  - alternativní termín pouze v případech závažných důvodů pro neúčast
  - vzor písemky na webu předmětu
- **Závěrečná písemná práce:** až 150 bodů
  - vzor písemky na webu předmětu
  - opravný termín možný jako ústní zkouška
- **Zápočtový projekt:** celkem až 40 bodů
- Hodnocení: součet bodů za projekt a za obě písemky
  - známka A za cca 175 bodů, známka F za cca 110 bodů
  - známka bude zapsána pouze těm, kteří dostanou zápočet za projekt
- Ukončení předmětu zápočtem: zápočet udělen za zápočtový projekt

Základní informace

- **Přednáška:** účast není povinná, nicméně ...
- **Cvičení:** účast povinná
  - individuální doplňující příklady za zmeškaná cvičení
    - nelze při vysoké neúčasti na cvičení
  - skupina 01, sudý pátek, první cvičení **24.února**
  - skupina 02, lichý pátek, první cvičení **2.března**
- **Web předmětu: interaktivní osnova v ISu**
  - průsvitky dostupné postupně v průběhu semestru
  - harmonogram výuky, předběžný obsah výuky pro jednotlivé přednášky během semestru
  - elektronicky dostupné materiály
  - informace o zápočtových projektech

Rámcový obsah předmětu

Obsah přednášky

- základy programování v jazyce Prolog
- teorie logického programováni
- logické programování s omezujícími podmínkami
- implementace logického programováni

Obsah cvičení

- zaměřeno na praktické aspekty, u počítačů
- programování v Prologu
  - logické programování
  - DCG gramatiky
  - logické programování s omezujícími podmínkami

Literatura

- Bratko, I. **Prolog Programming for Artificial Intelligence.** Addison-Wesley, 2001.
  - prezenčně v knihovně
- Clocksin, W. F. – Mellish, Ch. S. **Programming in Prolog.** Springer, 1994.
- Sterling, L. – Shapiro, E. Y. **The art of Prolog : advanced programming techniques.** MIT Press, 1987.
- Nerode, A. – Shore, R. A. **Logic for applications.** Springer-Verlag, 1993.
  - prezenčně v knihovně
- Dechter, R. **Constraint Processing.** Morgan Kaufmann Publishers, 2003.
  - prezenčně v knihovně

+ Elektronicky dostupné materiály (viz web předmětu)

Průběžná písemná práce

- Pro každého jediný termín **22. března**
- Alternativní termín pouze v závažných důvodech pro neúčast
- Celkem až 30 bodů (150 závěrečná písemka, 40 projekt)
- 3 příklady, 40 minut
- Napsat zadaný predikát, porovnat chování programů
- Obsah: první čtyři přednášky a první dvě cvičení
- Oblasti, kterých se budou příklady zejména týkat
  - unifikace
  - backtracking
  - řez
  - seznamy
  - optimalizace posledního volání
  - aritmetika
- Ukázka průběžné písemné práce na webu

Zápočtové projekty

- Týmová práce na projektech, až 3 řešitelé
  - zápočtové projekty dostupné přes web předmětu
- Podrobné **pokyny k zápočtovým projektům** na webu předmětu
  - bodování, obsah předběžné zprávy a projektu
  - typ projektu: LP, CLP, DCG
    - CLP a LP: **Adriana Strejčková**
    - DCG: **Miloš Jakubíček, Vojtěch Kovář**
- **Předběžná zpráva**
  - podrobné zadání
  - v jakém rozsahu chcete úlohu řešit
  - které vstupní informace bude program používat a co bude výstupem programu
  - scénáře použití programu (tj. ukázky dvojic konkrétních vstupů a výstupů)

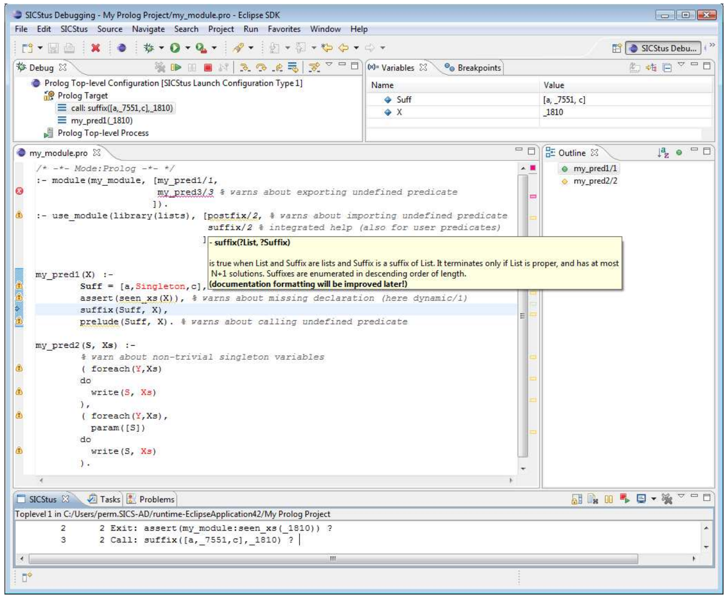
Časový harmonogram k projektům

- Zveřejnění zadání (většiny) projektů: **27. února**
- Zahájení registrace řešitelů projektu: **7. března, 19:00**
- Předběžná analýza řešeného problému: **13. dubna**
- Termín pro odevzdání projektů: **18. května**
- Předvádění projektů (po registraci): **21.května – 22.června**

Software: SICStus Prolog

- Doporučovaná implementace Prologu
- Dokumentace: `http://www.fi.muni.cz/~hanka/sicstus/doc/html`
- Komerční produkt
  - licence pro instalace na domácí počítače studentů
- Nové IDE pro SICStus Prolog SPIDER
  - dostupné až od verze SICStus 4.1.3
  - `http://www.sics.se/sicstus/spider`
  - používá Eclipse SDK
- Podrobné informace dostupné přes web předmětu
  - stažení SICStus Prologu (sw + licenční klíče)
  - pokyny k instalaci (SICStus Prolog, Eclipse, Spider)

SICStus IDE SPIDER



převzato z `http://www.sics.se/sicstus/spider`

Úvod do Prologu

Prolog

- PROgramming in LOGic
  - část predikátové logiky prvního řádu
- Deklarativní programování
  - specifikační jazyk, jasná sémantika, nevhodné pro procedurální postupy
  - **Co dělat** namísto **Jak dělat**
- Základní mechanismy
  - unifikace, stromové datové struktury, automatický backtracking

Logické programování

Historie

- Rozvoj začíná po roce 1970
- Robert Kowalski – teoretické základy
- Alain Colmerauer, David Warren *(Warren Abstract Machine)* – implementace
- SICStus Prolog vyvíjen od roku 1985
- Logické programování s omezujícími podmínkami – od poloviny 80. let

Aplikace

- rozpoznávání řeči, telekomunikace, biotechnologie, logistika, plánování, data mining, business rules, ...

- SICStus Prolog — the first 25 years, Mats Carlsson, Per Mildner. Theory and Practice of Logic Programming, 12 (1-2): 35-66, 2012. `http://arxiv.org/abs/1011.5640`.

Program = fakta + pravidla

- **(Prologovský) program** je **seznam programových klauzulí**
  - programové klauzule: fakt, pravidlo
- **Fakt:** deklaruje vždy pravdivé věci
  - `clovek( novak, 18, student ).`
- **Pravidlo:** deklaruje věci, jejichž pravdivost závisí na daných podmínkách
  - `studuje( X ) :- clovek( X, _Vek, student ).`
  - **alternativní (obousměrný) význam pravidel**

pro každé X, X studuje, jestliže X je student	pro každé X, X je student, potom X studuje

  - `pracuje( X ) :- clovek( X, _Vek, CoDela ), prace( CoDela ).`
- **Predikát:** seznam pravidel a faktů se stejným **funktorem** a **aritou**
  - značíme: `clovek/3`, `student/1`; analogie **procedury** v procedurálních jazycích,

Komentáře k syntaxi

- Klauzule ukončeny tečkou
- Základní příklady argumentů
  - **konstanty**: (`tomas, anna`) ... začínají malým písmenem
  - **proměnné**
    - `X, Y` ... začínají velkým písmenem
    - `_, _A, _B` ... začínají podtržítkem (nezajímá nás vracená hodnota)
- Psaní komentářů

```
clovek( novak, 18, student ).          % komentář na konci řádku
clovek( novotny, 30, ucitel ).           /* komentář */
```


Dotaz

- **Dotaz**: uživatel se ptá programu, zda jsou věci pravdivé

```
?- studuje( novak ).          % yes      splnitelný dotaz
?- studuje( novotny ).        % no       nesplnitelný dotaz
```

- **Odpověď** na dotaz
  - positivní – **dotaz je splnitelný a uspěl**
  - negativní – **dotaz je nesplnitelný a neuspěl**
- Proměnné jsou během výpočtu **instanciovány** (= nahrazeny objekty)
  - `?- clovek( novak, 18, Prace ).`
    `Prace = student`
  - výsledkem dotazu je **instanciace proměnných** v dotazu
  - dosud nenainstanciovaná proměnná: **volná proměnná**
- Prolog umí generovat více odpovědí, pokud existují

```
?- clovek( novak, Vek, Prace ).        %  všechna řešení přes ";"
```

Klauzule = fakt, pravidlo, dotaz

- **Klauzule** se skláda z **hlavy** a **těla**
- Tělo je **seznam cílů** oddělených čárkami, čárka = konjunkce
- **Fakt**: pouze hlava, prázdné tělo
  - `rodic( pavla, robert ).`
- **Pravidlo**: hlava i tělo
  - `upracovany_clovek( X ) :- clovek( X, _Vek, Prace ), prace( Prace, tezka ).`
- **Dotaz**: prázdná hlava, pouze tělo
  - ```
    ?- clovek( novak, Vek, Prace ).
    ?- rodic( pavla, Dite ), rodic( Dite, Vnuk ).
    ```


Rekurzivní pravidla

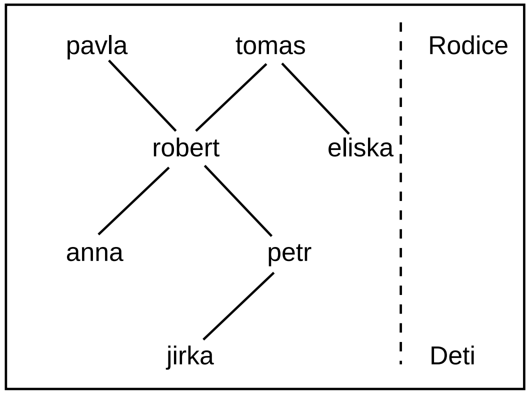
```
predek( X, Z ) :- rodic( X, Z ).            % (1)

predek( X, Z ) :- rodic( X, Y ),            % (2)
                  rodic( Y, Z ).

predek( X, Z ) :- rodic( X, Y ),            % (2’)
                  predek( Y, Z ).
```


Příklad: rodokmen

```
rodic( pavla, robert ).
rodic( tomas, robert ).
rodic( tomas, eliska ).
rodic( robert, anna ).
rodic( robert, petr ).
rodic( petr, jirka ).
```

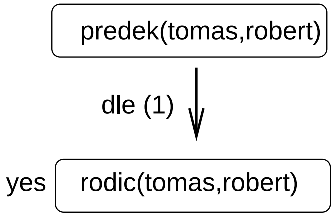



```
predek( X, Z ) :- rodic( X, Z ).      % (1)

predek( X, Z ) :- rodic( X, Y ),      % (2’)
                  predek( Y, Z ).
```

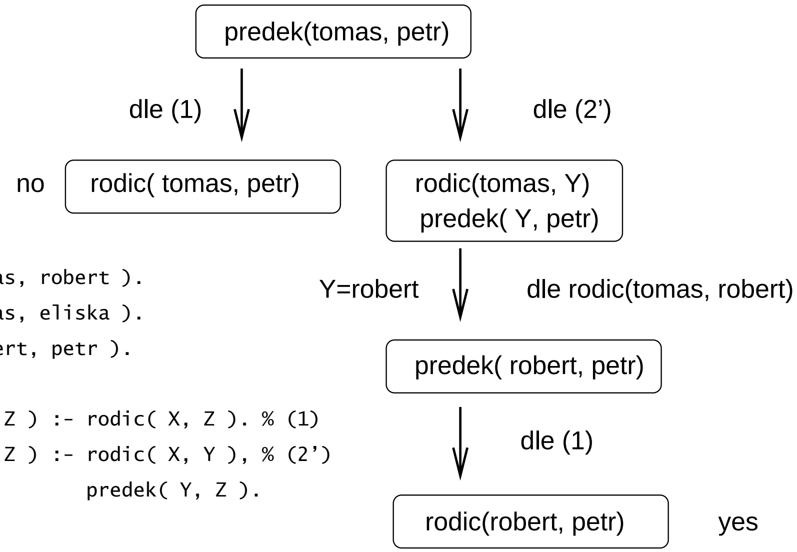

Výpočet odpovědi na dotaz ?- predek(tomas,robert)

```
rodic( pavla, robert ).
rodic( tomas, robert ).
rodic( tomas, eliska ).
rodic( robert, anna ).
rodic( robert, petr ).
rodic( petr, jirka ).
```




```
predek( X, Z ) :- rodic( X, Z ).      % (1)
predek( X, Z ) :- rodic( X, Y ),      % (2’)
                  predek( Y, Z ).
```
```

Výpočet odpovědi na dotaz ?- predek(tomas, petr)

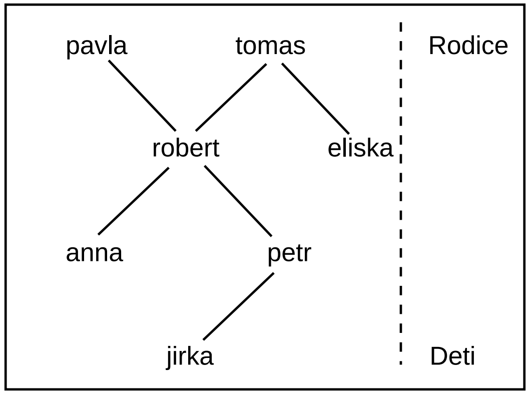



```
rodic( tomas, robert ).
rodic( tomas, eliska ).
rodic( robert, petr ).

predek( X, Z ) :- rodic( X, Z ). % (1)
predek( X, Z ) :- rodic( X, Y ), % (2’)
                  predek( Y, Z ).
```


Odpověď na dotaz s proměnnou

```
rodic( pavla, robert ).
rodic( tomas, robert ).
rodic( tomas, eliska ).
rodic( robert, anna ).
rodic( robert, petr ).
rodic( petr, jirka ).
```




```
predek( X, Z ) :- rodic( X, Z ).      % (1)
predek( X, Z ) :- rodic( X, Y ),      % (2’)
                  predek( Y, Z ).

predek(petr,Potomek) --> ???                              Potomek=jirka
predek(robert,P) --> ???                  1. P=anna, 2. P=petr, 3. P=jirka
```


Syntaxe a význam Prologovských programů

Syntaxe Prologovských programů

- **Typy objektů jsou rozpoznávány podle syntaxe**
- **Atom**
  - řetězce písmen, čísel, „_” začínající malým písmenem: `pavel, pavel_novak, x25`
  - řetězce speciálních znaků: `<-->, ====>`
  - řetězce v apostrofech: `’Pavel’, ’Pavel Novák’`
- Celá a reálná **čísla**: `0, -1056, 0.35`
- **Proměnná**
  - řetězce písmen, čísel, „_” začínající velkým písmenem nebo „_”
  - **anonymní proměnná**: `ma_dite(X) :- rodic( X, _ ).`
    - hodnotu anonymní proměnné Prolog na dotaz nevrací: `?- rodic( X, _ )`
  - lexikální rozsah proměnné je pouze jedna klauzule:

```
prvni(X,X,X).
prvni(X,X,_).
```

Termy

- **Term** – datové objekty v Prologu: `datum( 1, kveten, 2003 )`
  - **funktor**: `datum`
  - **argumenty**: `1, kveten, 2003`
  - **arita** – počet argumentů: 3
- Všechny strukturované objekty v Prologu jsou **stromy**
  - `trojuhelnik( bod(4,2), bod(6,4), bod(7,1) )`
- **Hlavní funktor** termu – funktor v kořenu stromu odpovídající termu
  - `trojuhelnik` je hlavní funktor v `trojuhelnik( bod(4,2), bod(6,4), bod(7,1) )`

Unifikace

- Termy jsou **unifikovatelné**, jestliže
  - jsou identické nebo
  - proměnné v obou termech mohou být instanciovány tak, že termy jsou po substituci identické
  - `datum( D1, M1, 2003 ) = datum( 1, M2, Y2)` **operátor** =
    `D1 = 1, M1 = M2, Y2 = 2003`
- Hledáme **nejobecnější unifikátor** *(most general unifier (MGU)*
  - jiné instanciace? ... `D1 = 1, M1 = 5, Y2 = 2003` ... není MGU
  - `?- datum( D1, M1, 2003 ) = datum( 1, M2, Y2), D1 = M1.`
- **Test výskytu** *(occurs check)*

```
?- X=f(X).
X = f(f(f(f(f(f(f(f(f(...)))))))))
```


Unifikace

Termy S a T jsou unifikovatelné, jestliže

1. S a T jsou konstanty a tyto konstanty jsou identické;
2. S je proměnná a T cokoliv jiného – S je instanciována na T;
   T je proměnná a S cokoliv jiného – T je instanciována na S
3. S a T jsou termy
   - S a T mají stejný funktor a aritu a
   - všechny jejich odpovídající argumenty jsou unifikovatelné
   - výsledná substituce je určena unifikací argumentů

Příklady:

```
k = k ... yes, k1 = k2 ... no, A = k(2,3) ... yes, k(s,a,l(1)) = A ... yes
s(sss(2),B,ss(2)) = s(sss(2),4,ss(2),s(1))... no
s(sss(A),4,ss(3)) = s(sss(2),4,ss(A))... no
s(sss(A),4,ss(C)) = s(sss(t(B)),4,ss(A))... A=t(B),C=t(B)... yes
```


Deklarativní a procedurální význam programů

- `p :- q, r.`
- Deklarativní: **Co** je výstupem programu?
  - p je pravdivé, jestliže q a r jsou pravdivé
  - Z q a r plyne p

  ⇒ význam mají logické relace
- Procedurální: **Jak** vypočítáme výstup programu?
  - p vyřešíme tak, že **nejprve** vyřešíme q a **pak** r

  ⇒ kromě logických relací je významné i pořadí cílů
  - výstup
    - indikátor yes/no určující, zda byly cíle splněny
    - instanciace proměnných v případě splnění cílů

Deklarativní význam programu

Instance klauzule: proměnné v klauzuli jsou substituovány termem

- `ma_dite(X) :- rodic( X, Y ).` % klauzule
  `ma_dite(petr) :- rodic( petr, Z ).` % instance klauzule

Máme-li program a cíl G, pak **deklarativní význam** říká:

cíl G je splnitelný právě tehdy, když — cíl `?- ma_dite(petr).`

existuje klauzule C v programu taková, že
existuje instance I klauzule C taková, že
hlava I je identická s G a
všechny cíle v těle I jsou pravdivé.

Konjunce "," vs. disjunkce ";" cílů

- **Konjunce** = nutné splnění **všech cílů**
  - `p :- q, r.`
- **Disjunkce** = stačí splnění **libovolného cíle**
  - `p :- q; r.`

    ```
    p :- q.
    p :- r.
    ```
  - priorita středníku je vyšší (viz ekvivalentní zápisy):

```
p :- q, r; s, t, u.

p :- (q, r) ; (s, t, u).

p :- q, r.
p :- s, t, u.
```


Pořadí klauzulí a cílů

```
(a) a(1).                                   ?- a(1).
    a(X) :- b(X,Y), a(Y).
    b(1,1).
```

```
(b) a(X) :- b(X,Y), a(Y).     % změněné pořadí klauzulí v programu vzhledem k (a)
    a(1).
    b(1,1).                   % nenalezení odpovědi: nekonečný cyklus
```

```
(c) a(X) :- b(X,Y), c(Y).                   ?- a(X).
    b(1,1).
    c(2).
    c(1).
```

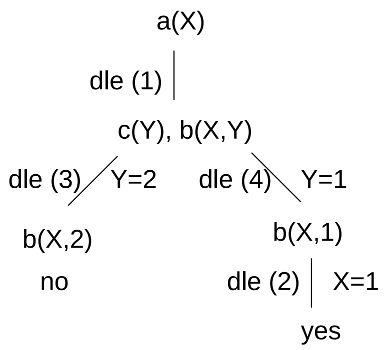
```
(d) a(X) :- c(Y), b(X,Y).     % změněné pořadí cílů v těle klauzule vzhledem k (c)
    b(1,1).
    c(2).
    c(1).                     % náročnější nalezení první odpovědi než u (c)
```

V obou případech **stejný deklarativní ale odlišný procedurální význam**

Pořadí klauzulí a cílů II.

```
(1) a(X) :- c(Y), b(X,Y).
(2) b(1,1).
(3) c(2).
(4) c(1).
```

`?- a(X).`



Vyzkoušejte si:

```
(1) a(X) :- b(X,X), c(X).
(3) a(X) :- b(Y,X), c(X).
(4) b(2,2).
(5) b(2,1).
(6) c(1).
```

Cvičení: průběh výpočtu

```
a :- b,c,d.
b :- e,c,f,g.
b :- g,h.
c.
d.
e :- i.
e :- h.
g.
h.
i.
```

Jak vypadá průběh výpočtu pro dotaz `?- a.`

Operátory, aritmetika

Operátory

- Infixová notace: `2*a + b*c`
- Prefixová notace: `+( *(2,a), *(b,c) )` priorita +: 500, priorita *: 400
  - prefixovou notaci lze získat predikátem display/1

    `:- display((a:-s(0),b,c)).` `:-(a, ,(s(0), ,(b,c)))`
- **Priorita operátorů**: operátor s **nejvyšší** prioritou je hlavní funktor
- Uživatelsky definované operátory: zna

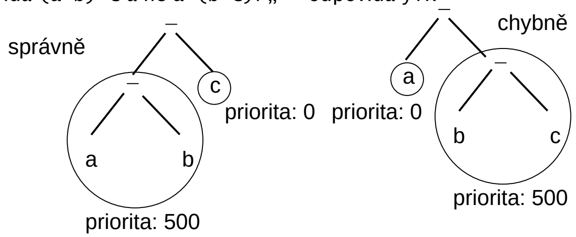
  `petr zna alese.` `zna( petr, alese).`
- Definice operátoru: `:- op( 600, xfx, zna ).` priorita: 1..1200
  - `:- op( 1100, xfy, ; ).` nestrukturované objekty: 0

    `:- op( 1000, xfy, , ).`

    `p :- q,r; s,t.` `p :- (q,r) ; (s,t).` ; má vyšší prioritu než ,
  - `:- op( 1200, xfx, :- ).` :- má nejvyšší prioritu
- Definice operátoru není spojena s datovými manipulacemi (kromě spec. případů)

Typy operátorů

- Typy operátorů
  - infixové operátory: `xfx, xfy, yfx` př. xfx = yfx -
  - prefixové operátory: `fx, fy` př. fx ?- fy -
  - postfixové operátory: `xf, yf`
- x a y určují **prioritu argumentu**
  - x reprezentuje argument, jehož priorita musí být **striktně menší** než u operátoru
  - y reprezentuje argument, jehož priorita je **menší nebo rovna** operátoru
  - `a-b-c` odpovídá `(a-b)-c` a ne `a-(b-c)`: „-" odpovídá `yfx`



Aritmetika

- Předdefinované operátory

  `+, -, *, /,` `**` mocnina, `//` celočíselné dělení, `mod` zbytek po dělení

- `?- X = 1 + 2.` `X = 1 + 2` = odpovídá unifikaci
- `?- X is 1 + 2.`
  `X = 3` „`is`" **je speciální předdefinovaný operátor**, který vynutí evaluaci
  - porovnej: `N = (1+1+1+1+1)` `N is (1+1+1+1+1)`
  - pravá strana musí být vyhodnotitelný výraz (bez proměnné)
  - výraz na pravé straně je nejdříve aritmeticky vyhodnocen a pak unifikován s levou stranou

    volání `?- X is Y + 1.` způsobí chybu
- Další speciální předdefinované operátory

  `>, <, >=, =<, =:=` **aritmetická rovnost,** `=\=` **aritmetická nerovnost**
  - porovnej: `1+2 =:= 2+1` `1+2 = 2+1`
  - obě strany musí být vyhodnotitelný výraz: volání `?- 1 < A + 2.` způsobí chybu

Různé typy rovností a porovnání

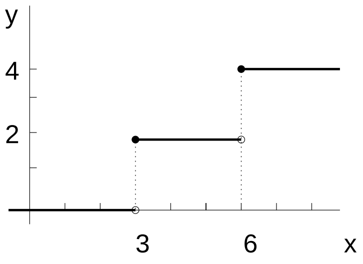
`X = Y`	X a Y jsou unifikovatelné
`X \= Y`	X a Y nejsou unifikovatelné, (také `\+ X = Y`)
`X == Y`	X a Y jsou identické
	porovnej: ?- A == B. . . . no ?- A=B, A==B. . . . B = A yes
`X \== Y`	X a Y nejsou identické
	porovnej: ?- A \== B. . . . yes ?- A=B, A \== B. . . . A no
`X is Y`	Y je aritmeticky vyhodnoceno a výsledek je přiřazen X
`X =:= Y`	X a Y jsou si aritmeticky rovny
`X =\= Y`	X a Y si aritmeticky nejsou rovny
`X < Y`	aritmetická hodnota X je menší než Y (`=<, >, >=`)
`X @< Y`	term X předchází term Y (`@=<, @>, @>=`)
	1. porovnání termů: podle alfabetického n. aritmetického uspořádání
	2. porovnání struktur: podle arity, pak hlavního funktoru a pak zleva podle argumentů
	?- f(pavel, g(b)) @< f(pavel, h(a)). . . . yes

Řez, negace

Řez a upnutí

```
f(X,0) :- X < 3, !.
f(X,2) :- 3 =< X, X < 6, !.
f(X,4) :- 6 =< X.
```

přidání **operátoru řezu** „!"




```
?- f(1,Y), Y>2.

f(X,0) :- X < 3, !.  %(1)
f(X,2) :- X < 6, !.  %(2)
f(X,4).

?- f(1,Y).
```

- Smazání řezu v (1) a (2) změní chování programu
- **Upnutí:** po splnění podcílů před řezem se už další klauzule neuvažují

Řez a ořezání

```
f(X,Y) :- s(X,Y).
s(X,Y) :- Y is X + 1.
s(X,Y) :- Y is X + 2.

?- f(1,Z).
Z = 2 ? ;
Z = 3 ? ;
no
```

```
f(X,Y) :- s(X,Y), !.
s(X,Y) :- Y is X + 1.
s(X,Y) :- Y is X + 2.

?-  f(1,Z).
Z = 2 ? ;
no
```

- **Ořezání:** po splnění podcílů před řezem se už neuvažuje další možné splnění těchto podcílů
- Smazání řezu změní chování programu

Chování operátoru řezu

- Předpokládejme, že klauzule `H :- T1, T2, ..., Tm, !, ...Tn.` je aktivována voláním cíle G, který je unifikovatelný s H. G=h(X,Y)
- V momentě, kdy je nalezen řez, existuje řešení cílů T1, ..., Tm X=1,Y=1
- **Ořezání:** při provádění řezu se už další možné splnění cílů T1, ..., Tm nehledá a všechny ostatní alternativy jsou odstraněny Y=2
- **Upnutí:** dále už nevyvolávám další klauzule, jejichž hlava je také unifikovatelná s G X=2

```
?- h(X,Y).

h(1,Y) :- t1(Y), !.
h(2,Y) :- a.

t1(1) :- b.
t1(2) :- c.
```

```
            h(X,Y)
      X=1  /      \  X=2
       t1(Y)      a   (vynechej: upnutí)
  Y=1 /     \ Y=2
     b       c   (vynechej: ořezání)
    /
```


Řez: návrat na rodiče

```
?- a(X).

(1) a(X) :- h(X,Y).
(2) a(X) :- d.

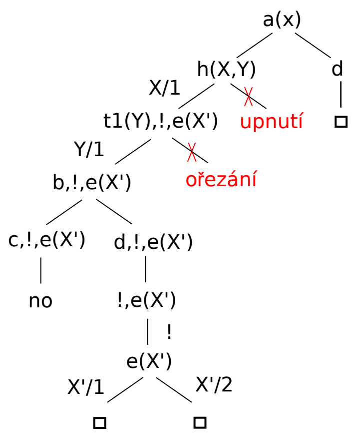
(3) h(1,Y) :- t1(Y), !, e(X).
(4) h(2,Y) :- a.

(5) t1(1) :- b.
(6) t1(2) :- c.

(7) b :- c.
(8) b :- d.

(9) d.

(10) e(1) .
(11) e(2).
```



- Po zpracování klauzule s řezem se vracím až na rodiče této klauzule, tj. a(X)

Řez: příklad

```
c(X) :- p(X).
c(X) :- v(X).
```

```
c1(X) :- p(X), !.
c1(X) :- v(X).
```

```
p(1).  p(2).      v(2).
```

```
?- c(2).
true ? ;  %p(2)
true ? ;  %v(2)
no

?- c(X).
X = 1 ? ; %p(1)
X = 2 ? ; %p(2)
X = 2 ? ; %v(2)
no
```

```
?- c1(2).
true ?  ; %p(2)
no

?- c1(X).
X = 1 ?  ; %p(1)
no
```

Řez: cvičení

1. Porovnejte chování uvedených programů pro zadané dotazy.

```
a(X,X) :- b(X).         a(X,X) :- b(X),!.       a(X,X) :- b(X),c.
a(X,Y) :- Y is X+1.     a(X,Y) :- Y is X+1.     a(X,Y) :- Y is X+1.
b(X) :- X > 10.         b(X) :- X > 10.         b(X) :- X > 10.
                                                c :- !.
```

```
?- a(X,Y).
?- a(1,Y).
?- a(11,Y).
```

2. Napište predikát pro výpočet maxima `max( X, Y, Max )`

Typy řezu

- Zlepšení efektivity programu: určíme, které alternativy nemá smysl zkoušet

Poznámka: na vstupu pro X očekávám číslo

- **Zelený řez:** odstraní pouze neúspěšná odvození
  - `f(X,1) :- X >= 0, !.  f(X,-1) :- X < 0.`

    bez řezu zkouším pro nezáporná čísla 2. klauzuli
- **Modrý řez:** odstraní redundantní řešení
  - `f(X,1) :- X >= 0, !.  f(0,1). f(X,-1) :- X < 0.` bez řezu vrací f(0,1) 2x
- **Červený řez:** odstraní úspěšná řešení
  - `f(X,1) :- X >= 0, !.  f(_X,-1).` bez řezu uspěje 2. klauzule pro nezáporná čísla

Negace jako neúspěch

- **Speciální cíl pro nepravdu (neúspěch)** `fail` **a pravdu** `true`
- X a Y nejsou unifikovatelné: `different(X, Y)`
- `different( X, Y ) :- X = Y, !, fail.`

  `different( _X, _Y ).`
- X je muž: `muz(X)`

  `muz( X ) :- zena( X ), !, fail.`

  `muz( _X ).`

Negace jako neúspěch: operátor \+

- ```
  different(X,Y) :- X = Y, !, fail.      muz(X) :- zena(X), !, fail.
  different(_X,_Y).                      muz(_X).
  ```
- Unární operátor \+ P
  - jestliže P uspěje, potom \+ P neuspěje

    `\+(P) :- P, !, fail.`
  - v opačném případě \+ P uspěje

    `\+(_).`
- `different( X, Y ) :- \+ X=Y.`
- `muz( X ) :- \+ zena( X ).`
- Pozor: takto definovaná negace \+P vyžaduje **konečné odvození** P
  ```

Negace a proměnné

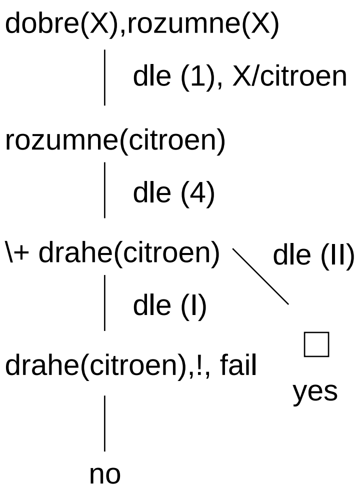
```
\+(P) :- P, !, fail. % (I)
\+(_).               % (II)

dobre( citroen ).         % (1)
dobre( bmw ).             % (2)

drahe( bmw ).             % (3)

rozumne( Auto ) :-        % (4)
   \+ drahe( Auto ).

?- dobre( X ), rozumne( X ).
```



Negace a proměnné

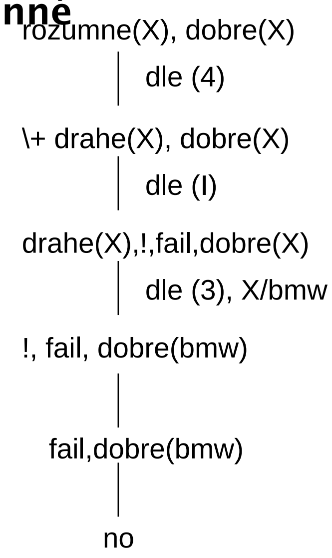
```
\+(P) :- P, !, fail. % (I)
\+(_).               % (II)

dobre( citroen ).         % (1)
dobre( bmw ).             % (2)

drahe( bmw ).             % (3)

rozumne( Auto ) :-        % (4)
   \+ drahe( Auto ).

?- rozumne( X ), dobre( X ).
```



Bezpečný cíl

- `?- \+ drahe( citroen ).` yes

  `?- \+ drahe( X ).` no
- `?- rozumne( citroen ).` yes

  `?- rozumne( X ).` no
- `\+ P` **je bezpečný: proměnné** P **jsou v okamžiku volání** P **instanciovány**
  - negaci používáme pouze pro bezpečný cíl P

Chování negace

- `?- \+ drahe( citroen ).` yes

  `?- \+ drahe( X ).` no
- Negace jako neúspěch používá **předpoklad uzavřeného světa**

  pravdivé je pouze to, co je dokazatelné
- `?- \+ drahe( X ).` \+ drahe(X) :- drahe(X),!,fail. \+ drahe(X).

  z definice \+ plyne: není dokazatelné, že existuje X takové, že drahe(X) platí

  tj. **pro všechna** X platí `\+ drahe( X )`
- `?- drahe( X ).`

  PTÁME SE: existuje X takové, že `drahe( X )` platí?
- ALE: pro cíle s negací neplatí **existuje** X takové, že `\+ drahe( X )`

⇒ **negace jako neúspěch není ekvivalentní negaci v matematické logice**

Predikáty na řízení běhu programu I.

- **řez „!"**
- `fail`: cíl, který vždy neuspěje `true`: cíl, který vždy uspěje
- \+ P: negace jako neúspěch

```
\+ P :- P, !, fail; true.
```

- `once(P)`: vrátí pouze jedno řešení cíle P

```
once(P) :- P, !.
```

- Vyjádření **podmínky:** `P -> Q ; R`
  - jestliže platí P tak Q `(P -> Q ; R) :- P, !, Q.`
  - v opačném případě R `(P -> Q ; R) :- R.`
  - příklad: `min(X,Y,Z) :- X =< Y -> Z = X ; Z = Y.`
- `P -> Q`
  - odpovídá: `(P -> Q; fail)`
  - příklad: `zaporne(X) :- number(X) -> X < 0.`

Predikáty na řízení běhu programu II.

- `call(P)`: zavolá cíl P a uspěje, pokud uspěje P
- nekonečná posloupnost backtrackovacích voleb: `repeat`

```
repeat.
repeat :- repeat.
```

klasické použití: **generuj akci** X**, proveď ji a otestuj, zda neskončit**

```
Hlava :- ...
        uloz_stav( StaryStav ),
        repeat,
          generuj( X ),       % deterministické: generuj, provadej, testuj
          provadej( X ),
          testuj( X ),
        !,
        obnov_stav( StaryStav ),
        ...
```


Seznamy

Reprezentace seznamu

- **Seznam**: `[a, b, c]`, prázdný seznam `[]`
- **Hlava (libovolný objekt)**, **tělo (seznam)**: **.**`(Hlava, Telo)`
  - všechny strukturované objekty stromy – i seznamy
  - funktor ".", dva argumenty
  - `.(a, .(b, .(c, []))) = [a, b, c]`
  - notace: `[ Hlava | Telo ] = [a|Telo]`

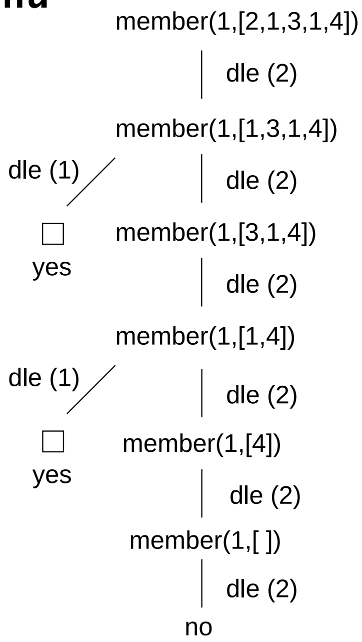
    `Telo` je v `[a|Telo]` seznam, tedy píšeme [a, b, c] = [a | [b, c]]
- Lze psát i: `[a,b|Telo]`
  - před "|" je libovolný počet prvků seznamu , za "|" je seznam zbývajících prvků
  - `[a,b,c] = [a|[b,c]] = [a,b|[c]] = [a,b,c|[]]`
  - pozor: `[ [a,b] | [c] ]` ≠ `[ a,b | [c] ]`
- Seznam jako **neúplná datová struktura:** `[a,b,c|T]`
  - `Seznam = [a,b,c|T], T = [d,e|S], Seznam = [a,b,c,d,e|S]`

Prvek seznamu

- `member( X, S )`
- platí: `member( b, [a,b,c] ).`
- neplatí: `member( b, [[a,b]|[c]] ).`
- X je prvek seznamu S, když
  - X je hlava seznamu S nebo

    `member( X, [ X | _ ] ).   %(1)`
  - X je prvek těla seznamu S

    ```
    member( X, [ _ | Telo ] ) :-
           member( X, Telo ).   %(2)
    ```
- Příklady použití:
  - `member(1,[2,1,3]).`
  - `member(X,[1,2,3]).`



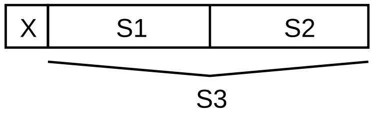
Spojení seznamů

- `append( L1, L2, L3 )`
- Platí: `append( [a,b], [c,d], [a,b,c,d] )`
- Neplatí: `append( [b,a], [c,d], [a,b,c,d] ),`

  `append( [a,[b]], [c,d], [a,b,c,d] )`
- Definice:
  - pokud je 1. argument prázdný seznam, pak 2. a 3. argument jsou stejné seznamy:

    `append( [], S, S ).`
  - pokud je 1. argument neprázdný seznam, pak má 3. argument stejnou hlavu jako 1.:

    `append( [X|S1], S2, [X|S3] ) :- append( S1, S2, S3).`



Cvičení: append/2

```
append( [], S, S ).     % (1)
append( [X|S1], S2, [X|S3] ) :- append( S1, S2, S3).   % (2)

:- append([1,2],[3,4],A).
        | (2)
        | A=[1|B]
        |
:- append([2],[3,4],B).
        | (2)
        | B=[2|C]  => A=[1,2|C]
        |
:- append([],[3,4],C).
        | (1)
        | C=[3,4]  => A=[1,2,3,4],
        |
       yes
```


Optimalizace posledního volání

- **Last Call Optimization (LCO)**
- Implementační technika snižující nároky na paměť
- Mnoho vnořených rekurzivních volání je náročné na paměť
- Použití LCO umožňuje vnořenou rekurzi s konstantními pamětovými nároky
- Typický příklad, kdy je možné použití LCO:
  - procedura musí mít pouze jedno rekurzivní volání: **v posledním cíli poslední klauzule**
  - cíle předcházející tomuto rekurzivnímu volání musí být **deterministické**
  - ```
    p( ... ) :- ...            % žádné rekurzivní volání v těle klauzule
    p( ... ) :- ...            % žádné rekurzivní volání v těle klauzule
    ...
    p(...) :- ..., !, p( ... ). % řez zajišt'uje determinismus
    ```
- Tento typ **rekurze lze převést na iteraci**
    ```

LCO a akumulátor

- Reformulace rekurzivní procedury, aby umožnila LCO
- Výpočet délky seznamu `length( Seznam, Delka )`

```
length( [], 0 ).
length( [ H | T ], Delka ) :- length( T, Delka0 ), Delka is 1 + Delka0.
```

- Upravená procedura, tak aby umožnila LCO:

```
% length( Seznam, ZapocitanaDelka, CelkovaDelka ):
%          CelkovaDelka = ZapocitanaDelka + ,,počet prvků v Seznam''

length( Seznam, Delka ) :- length( Seznam, 0, Delka ). % pomocný predikát

length( [], Delka, Delka ).               %  celková délka = započítaná délka
length( [ H | T ], A, Delka ) :- A0 is A + 1, length( T, A0, Delka ).
```

- Přídavný argument se nazývá **akumulátor**

`max_list` s akumulátorem

Výpočet největšího prvku v seznamu `max_list(Seznam, Max)`

```
max_list([X], X).

max_list([X|T], Max) :-
   max_list(T,MaxT),
   ( MaxT >= X, !, Max = MaxT
   ;
     Max = X ).
```

```
max_list([H|T],Max) :- max_list(T,H,Max).

max_list([], Max, Max).
max_list([H|T], CastecnyMax, Max) :-
   ( H > CastecnyMax, !,
     max_list(T, H, Max )
   ;
     max_list(T, CastecnyMax, Max) ).
```


Akumulátor jako seznam

- Nalezení seznamu, ve kterém jsou prvky v opačném pořadí `reverse( Seznam, OpacnySeznam )`
  - ```
    reverse( [], [] ).
    reverse( [ H | T ], Opacny ) :-
             reverse( T, OpacnyT ),
             append( OpacnyT, [ H ], Opacny ).
    ```
  - naivní reverse s kvadratickou složitosti
- reverse pomocí akumulátoru s lineární složitostí
  - ```
    % reverse( Seznam, Akumulator, Opacny ):
    %   Opacny  obdržíme přídáním prvků ze  Seznam  do  Akumulator  v opacnem poradi
    reverse( Seznam, OpacnySeznam ) :- reverse( Seznam, [], OpacnySeznam).
    reverse( [], S, S ).
    reverse( [ H | T ], A, Opacny ) :-
         reverse( T, [ H | A ], Opacny ).                  % přidání H do akumulátoru
    ```
  - zpětná konstrukce seznamu (srovnej s předchozí dopřednou konstrukcí, např. append)

reverse/2: **cvičení**

```
reverse( Seznam, OpacnySeznam ) :-         % (1)
         reverse( Seznam, [], OpacnySeznam).
reverse( [], S, S ).                       % (2)
reverse( [ H | T ], A, Opacny ) :-         % (3)
         reverse( T, [ H | A ], Opacny ).
```

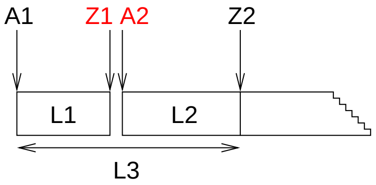
```
? - reverse([1,2,3],O).
reverse([1,2,3],O) → (1)
    reverse([1,2,3], [], O) → (3)
        reverse([2,3], [1], O) →  (3)
          reverse([3], [2,1], O) → (3)
             reverse([], [3,2,1], O) →  (2)
                 yes     O=[3,2,1]
```

Neefektivita při spojování seznamů

- Sjednocení dvou seznamů
- `append( [], S, S ).`
  `append( [X|S1], S2, [X|S3] ) :- append( S1, S2, S3 ).`
- `?- append( [2,3], [1], S ).`
  postupné volání cílů:
  append([2,3], [1], S) → append([3], [1], S') → append([], [1], S'')
- Vždy je nutné projít celý první seznam

Rozdílové seznamy

- Zapamatování konce a připojení na konec: **rozdílové seznamy**
- `[a,b] = L1-L2 = [a,b|T]-T = [a,b,c|S]-[c|S] = [a,b,c]-[c]`
- Reprezentace prázdného seznamu: L-L




```
append( A1-Z1, Z1-Z2, A1-Z2 ).
          L1      L2      L3
        [2,3]    [1]    [2,3,1]
[2,3|Z1]-Z1 [1|Z2]-Z2 [2,3,1|Z2]-Z2
```

- `?- append( [2,3|Z1]-Z1, [1|Z2]-Z2, S ).`
  `S = A1 - Z2 = [2,3|Z1] - Z2 = [2,3| [1|Z2] ] - Z2`
  `Z1 = [1|Z2]    S = [2,3,1|Z2]-Z2`
- Jednotková složitost, oblíbená technika ale není tak flexibilní

Akumulátor vs. rozdílové seznamy: `reverse`

```
reverse( [], [] ).
reverse( [ H | T ], Opacny ) :-
        reverse( T, OpacnyT ),
        append( OpacnyT, [ H ], Opacny ).            kvadratická složitost
```

```
reverse( Seznam, Opacny ) :- reverse0( Seznam, [], Opacny ).

reverse0( [], S, S ).
reverse0( [ H | T ], A, Opacny ) :-
         reverse0( T, [ H | A ], Opacny ).           akumulátor (lineární)
```

```
reverse( Seznam, Opacny ) :- reverse0( Seznam, Opacny-[]).

reverse0( [], S-S ).
reverse0( [ H | T ], Opacny-OpacnyKonec  ) :-           rozdílové seznamy
         reverse0( T, Opacny-[ H | OpacnyKonec] ).            (lineární)
```

Příklad: operace pro manipulaci s frontou

- test na prázdnost, přidání na konec, odebrání ze začátku

Vestavěné predikáty

Vestavěné predikáty

- Predikáty pro řízení běhu programu
  - `fail`, `true`, ...
- Různé typy rovností
  - unifikace, aritmetická rovnost, ...
- Databázové operace
  - změna programu (programové databáze) za jeho běhu
- Vstup a výstup
- Všechna řešení programu
- Testování typu termu
  - proměnná?, konstanta?, struktura?, ...
- Konstrukce a dekompozice termu
  - argumenty?, funktor?, ...

Databázové operace

- Databáze: specifikace množiny relací
- Prologovský program: **programová databáze**, kde jsou relace specifikovány explicitně (fakty) i implicitně (pravidly)
- Vestavěné predikáty pro změnu databáze během provádění programu:

`assert( Klauzule )`	přidání `Klauzule` do programu
`asserta( Klauzule )`	přidání na začátek
`assertz( Klauzule )`	přidání na konec
`retract( Klauzule )`	smazání klauzule unifikovatelné s `Klauzule`

- Pozor: nadměrné použití těchto operací snižuje srozumitelnost programu

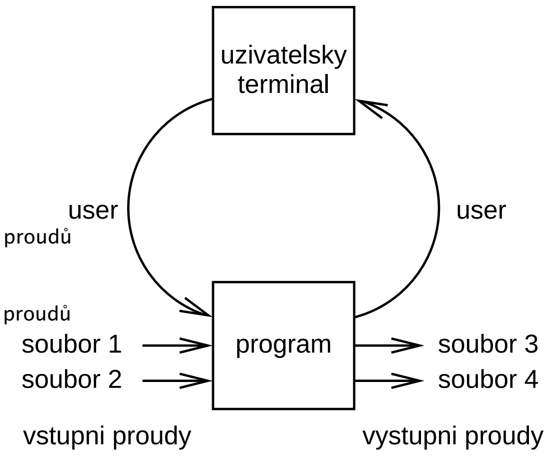
Příklad: databázové operace

- ***Caching***: odpovědi na dotazy jsou přidány do programové databáze
  - `?- solve( problem, Solution), asserta( solve( problem, Solution) ).`
  - `:- dynamic solve/2.` % nezbytné při použití v SICStus Prologu
- Příklad:

```
uloz_trojice( Seznam1, Seznam2 ) :-
        member( X1, Seznam1 ),
        member( X2, Seznam2 ),
        spocitej_treti( X1, X2, X3 ),
        assertz( trojice( X1, X2, X3 ) ),
        fail.
uloz_trojice( _, _ ) :- !.
```


Vstup a výstup

- program může číst data ze **vstupního proudu** (*input stream*)
- program může zapisovat data do **výstupního proudu** (*output stream*)
- dva **aktivní proudy**
  - aktivní vstupní proud
  - aktivní výstupní proud
- **uživatelský terminál** – `user`
  - datový vstup z terminálu chápán jako jeden ze vstupních proudů
  - datový výstup na terminál chápán jako jeden z výstupních proudů



Vstupní a výstupní proudy: vestavěné predikáty

- změna (**otevření**) aktivního vstupního/výstupního proudu: `see(S)/tell(S)`

```
cteni( Soubor ) :- see( Soubor ),
                   cteni_ze_souboru( Informace ),
                   see( user ).
```

- **uzavření** aktivního vstupního/výstupního proudu: `seen/told`
- **zjištění** aktivního vstupního/výstupního proudu: `seeing(S)/telling(S)`

```
cteni( Soubor ) :- seeing( StarySoubor ),
                   see( Soubor ),
                   cteni_ze_souboru( Informace ),
                   seen,
                   see( StarySoubor ).
```


Sekvenční přístup k textovým souborům

- **čtení** dalšího **termu**: `read(Term)`
  - při čtení jsou termy odděleny tečkou

```
| ?- read(A), read( ahoj(B) ), read( [C,D] ).
|: ahoj. ahoj( petre ). [ ahoj( 'Petre!' ), jdeme ].
A = ahoj, B = petre, C = ahoj('Petre!'), D = jdeme
```

  - po dosažení konce souboru je vrácen atom `end_of_file`
- **zápis** dalšího **termu**: `write(Term)`

```
?- write( ahoj ).    ?- write( 'Ahoj Petre!' ).
```

  nový řádek na výstup: `nl`

  N mezer na výstup: `tab(N)`
- **čtení/zápis** dalšího **znaku**: `get0(Znak), get(NeprazdnyZnak)/put(Znak)`
  - po dosažení konce souboru je vrácena `-1`

Příklad čtení ze souboru

```
process_file( Soubor ) :-
       seeing( StarySoubor ),        % zjištění aktivního proudu
       see( Soubor ),                % otevření souboru  Soubor
       repeat,
          read( Term ),              % čtení termu  Term
          process_term( Term ),      % manipulace s termem
          Term == end_of_file,       % je konec souboru?
       !,
       seen,                         % uzavření souboru
       see( StarySoubor ).           % aktivace původního proudu

repeat.                              % opakování
repeat :- repeat.
```


Čtení programu ze souboru

- **Interpretování** kódu programu
  - `?- consult(program).`
  - `?- consult('program.pl').`
  - `?- consult( [program1, 'program2.pl'] ).`
- **Kompilace** kódu programu
  - ?- compile([program1, 'program2.pl']).
  - ?- [program].
  - ?- [user]. **zadávání kódu ze vstupu** ukončené CTRL+D
  - další varianty podobně jako u interpretování
  - typické zrychlení: 5 až 10 krát

Všechna řešení

- Backtracking vrací pouze jedno řešení po druhém
- Všechna řešení dostupná najednou: bagof/3, setof/3, findall/3
- bagof(X, P, S): vrátí seznam S, všech objektů X takových, že P je splněno

```
vek( petr, 7 ).
vek( anna, 5 ).
vek( tomas, 5 ).

?- bagof( Dite, vek( Dite, 5 ), Seznam ).
   Seznam = [ anna, tomas ]
```

- Volné proměnné v cíli P jsou **všeobecně kvantifikovány**

```
?- bagof( Dite, vek( Dite, Vek ), Seznam ).
   Vek = 7, Seznam = [ petr ];
   Vek = 5, Seznam = [ anna, tomas ]
```


Všechna řešení II.

- Pokud neexistuje řešení bagof(X,P,S) neuspěje
- bagof: pokud nějaké řešení existuje několikrát, pak S obsahuje duplicity
- bagof, setof, findall:
  P je libovolný cíl

```
vek( petr, 7 ).
vek( anna, 5 ).
vek( tomas, 5 ).

?- bagof( Dite, ( vek( Dite, 5 ), Dite \= anna  ), Seznam ).
   Seznam = [ tomas ]
```

- bagof, setof, findall:
  na objekty shromažd'ované v X nejsou žádná omezení: X je term

```
?- bagof( Dite-Vek, vek( Dite, Vek ), Seznam ).
   Seznam = [petr-7,anna-5,tomas-5]
```


Existenční kvantifikátor „ˆ "

- Přidání **existenčního kvantifikátoru** „ˆ " ⇒ hodnota proměnné nemá význam

```
?- bagof( Dite, Vekˆvek( Dite, Vek ), Seznam ).
   Seznam = [petr,anna,tomas]
```

- Anonymní proměnné jsou všeobecně kvantifikovány,
  i když jejich hodnota není (jako vždy) vracena na výstup

```
?- bagof( Dite, vek( Dite, _Vek ), Seznam ).
   Seznam = [petr] ;
   Seznam = [anna,tomas]
```

- Před operátorem „ˆ " může být i seznam

```
?- bagof( Vek ,[Jmeno,Prijmeni]ˆvek( Jmeno, Prijmeni, Vek ), Seznam ).
   Seznam = [7,5,5]
```


Všechna řešení III.

- setof(X, P, S): rozdíly od bagof
  - S je uspořádaný podle @<
  - případné duplicity v S jsou eliminovány
- findall(X, P, S): rozdíly od bagof
  - všechny proměnné jsou existenčně kvantifikovány
    ?- findall(Dite, vek(Dite, Vek), Seznam).
      ⇒ v S jsou shromažd'ovány všechny možnosti i pro různá řešení
      ⇒ findall uspěje přesně jednou
  - výsledný seznam může být prázdný ⇒ pokud neexistuje řešení, uspěje a vrátí S = []
  - ?- bagof(Dite, vek(Dite, Vek), Seznam).
      Vek = 7, Seznam = [petr];
      Vek = 5, Seznam = [anna, tomas]

    ?- findall(Dite, vek(Dite, Vek), Seznam).
      Seznam = [petr,anna,tomas]

Testování typu termu

`var(X)`	X je volná proměnná
`nonvar(X)`	X není proměnná
`atom(X)`	X je atom (`pavel, 'Pavel Novák', <-->`)
`integer(X)`	X je integer
`float(X)`	X je float
`atomic(X)`	X je atom nebo číslo
`compound(X)`	X je struktura

Určení počtu výskytů prvku v seznamu

```
count( X, S, N ) :- count( X, S, 0, N ).

count( _, [], N, N ).
count( X, [X|S], N0, N) :- !, N1 is N0 + 1, count( X, S, N1, N).
count( X, [_|S], N0, N) :- count( X, S, N0, N).

:-? count( a, [a,b,a,a], N )      :-? count( a, [a,b,X,Y], N).
N=3                               N=3

count( _, [], N, N ).
count( X, [Y|S], N0, N ) :- nonvar(Y), X = Y, !,
                            N1 is N0 + 1, count( X, S, N1, N ).
count( X, [_|S], N0, N ) :- count( X, S, N0, N ).
```


Konstrukce a dekompozice atomu

- **Atom** (opakování)
  - řetězce písmen, čísel, „_" začínající malým písmenem: `pavel, pavel_novak, x2, x4_34`
  - řetězce speciálních znaků: `+, <->, ===>`
  - řetězce **v apostrofech**: `'Pavel', 'Pavel Novák', 'prší', 'ano'`

    `?- 'ano'=A.        A = ano`
- **Řetězec znaků v uvozovkách**
  - př. "ano", "Pavel"

    ```
    ?- A="Pavel".                 ?- A="ano".
    A = [80,97,118,101,108]       A=[97,110,111]
    ```
  - př. použití: konstrukce a dekompozice atomu na znaky, vstup a výstup do souboru
- **Konstrukce atomu ze znaků, rozložení atomu na znaky**

  `name( Atom, SeznamASCIIKodu )`   `name( ano, [97,110,111] )`
  `name( ano, "ano" )`

Konstrukce a dekompozice termu

- Konstrukce a dekompozice termu

  `Term =.. [ Funktor | SeznamArgumentu ]`

  ```
  a(9,e) =.. [a,9,e]
  Cil =.. [ Funktor | SeznamArgumentu ], call( Cil )
  atom =.. X ⇒ X = [atom]
  ```
- Pokud chci znát pouze funktor nebo některé argumenty, pak je efektivnější:

  `functor( Term, Funktor, Arita )`   `functor( a(9,e), a, 2 )`
  `functor(atom,atom,0)`   `functor(1,1,0)`

  `arg( N, Term, Argument )`   `arg( 2, a(9,e), e)`

Rekurzivní rozklad termu

- Term je proměnná (var/1), atom nebo číslo (atomic/1) ⇒ konec rozkladu
- Term je seznam ([_|_]) ⇒ [] … řešen výše jako atomic
  procházení seznamu a rozklad každého prvku seznamu
- Term je složený (=../2, functor/3) ⇒
  procházení seznamu argumentů a rozklad každého argumentu
- Příklad: ground/1 uspěje, pokud v termu nejsou proměnné; jinak neuspěje

```
ground(Term) :- atomic(Term), !.
ground(Term) :- var(Term), !, fail.
ground([H|T]) :- !, ground(H), ground(T).
ground(Term) :- Term =.. [ _Funktor | Argumenty ],
               ground( Argumenty ).
```

```
?- ground(s(2,[a(1,3),b,c],X)).      ?- ground(s(2,[a(1,3),b,c])).
no                                    yes
```


Příklad: dekompozice termu I.

- count_term(Integer, Term, N) určí počet výskytů celého čísla v termu
  - ?- count_term(1, a(1,2,b(x,z(a,b,1)),Y), N). N=2
  - count_term(X, T, N) :- count_term(X, T, 0, N).

```
count_term( X, T, N0, N ) :- integer(T), X = T, !, N is N0 + 1.
count_term( _, T, N, N ) :- atomic(T), !.
count_term( _, T, N, N ) :- var(T), !.
count_term( X, T, N0, N ) :- T =.. [ _ | Argumenty ],
                             count_arg( X, Argumenty, N0, N ).
count_arg( _, [], N, N ).
count_arg( X, [ H | T ], N0, N ) :- count_term( X, H, 0, N1),
                                    N2 is N0 + N1,
                                    count_arg( X, T, N2, N ).
```

  - ?- count_term(1, [a,2,[b,c],[d,[e,f],Y]], N).

```
count_term( X, T, N0, N ) :- T = [_|_], !, count_arg( X, T, N0, N ).
```

klauzuli přidáme **před** poslední klauzuli count_term/4

Cvičení: dekompozice termu

- Napište predikát substitute(Podterm, Term, Podterm1, Term1), který nahradí všechny výskyty Podterm v Term termem Podterm1 a výsledek vrátí v Term1
- Předpokládejte, že Term a Podterm jsou termy bez proměnných
- ?- substitute(sin(x), 2*sin(x)*f(sin(x)), t, F). F=2*t*f(t)

Technika a styl programování v Prologu

Technika a styl programování v Prologu

- Styl programování v Prologu
  - některá pravidla správného stylu
  - správný vs. špatný styl
  - komentáře
- Ladění
- Efektivita

Styl programování v Prologu I.

- Cílem stylistických konvencí je
  - redukce nebezpečí programovacích chyb
  - psaní čitelných a srozumitelných programů, které se dobře ladí a modifikují
- Některá pravidla správného stylu
  - krátké klauzule
  - krátké procedury; dlouhé procedury pouze s uniformní strukturou (tabulka)
  - klauzule se základními (hraničními) případy psát před rekurzivními klauzulemi
  - vhodná jmena procedur a proměnných
    - nepoužívat seznamy (`[...]`) nebo závorky (`{...}`, `(...)`) pro termy pevné arity
  - vstupní argumenty psát před výstupními
  - **struktura programu** – **jednotné konvence** v rámci celého programu, např.
    - mezery, prázdné řádky, odsazení
    - klauzule stejné procedury na jednom místě; prázdné řádky mezi klauzulemi; každý cíl na zvláštním řádku

Správný styl programování

- konstrukce setříděného seznamu `Seznam3` ze `setříděných seznamů Seznam1, Seznam2: merge( Seznam1, Seznam2, Seznam3 )`
- `merge( [2,4,7], [1,3,4,8], [1,2,3,4,4,7,8] )`
-

```
merge( [], Seznam, Seznam ) :-
       !.                        % prevence redundantních řešení

merge( Seznam, [], Seznam ).

merge( [X|Telo1], [Y|Telo2], [X|Telo3] ) :-
       X < Y, !,
       merge( Telo1, [Y|Telo2], Telo3 ).

merge( Seznam1, [Y|Telo2], [Y|Telo3] ) :-
       merge( Seznam1, Telo2, Telo3 ).
```


Špatný styl programování

```
merge( S1, S2, S3 ) :-
 S1 = [], !, S3 = S2;          % první seznam je prázdný
 S2 = [], !, S3 = S1;          % druhý seznam je prázdný
 S1 = [X|T1],
 S2 = [Y|T2],
 ( X < Y, !,
   Z = X,                      % Z je hlava seznamu S3
   merge( T1, S2, T3 );
   Z = Y,
   merge( S1, T2, T3) ),
 S3 = [ Z | T3 ].
```

Styl programování v Prologu II.

- **Středník** „;" může způsobit nesrozumitelnost klauzule
  - nedávat středník na konec řádku, používat závorky
  - v některých případech: rozdělení klauzle se středníkem do více klauzulí
- Opatrné používání **operátoru řezu**
  - preferovat použití zeleného řezu (nemění deklarativní sémantiku)
  - červený řez používat v jasně definovaných konstruktech

    negace: `P, !, fail; true` `\+ P`

    alternativy: `Podminka, !, Cil1 ; Cil2` `Podminka -> Cil1 ; Cil2`
- Opatrné používání **negace** „\+"
  - negace jako neúspěch: negace není ekvivalentní negaci v matematické logice
- Pozor na **`assert a retract`**: snižuji transparentnost chování programu

Dokumentace a komentáře

- co program dělá, jak ho používat (jaký cíl spustit a jaké jsou očekávané výsledky), příklad použití
- které predikáty jsou hlavní (*top-level*)
- jak jsou hlavní koncepty (objekty) reprezentovány
- doba výpočtu a paměťové nároky
- jaké jsou limitace programu
- zda jsou použity nějaké speciální rysy závislé na systému
- jaký je význam predikátů v programu, jaké jsou jejich argumenty, které jsou vstupní a které výstupní (pokud víme)
  - vstupní argumenty „+", výstupní „–" `merge( +Seznam1, +Seznam2, -Seznam3 )`
  - `JmenoPredikatu/Arita` `merge/3`
- algoritmické a implementační podrobnosti

Ladění

- Přepínače na trasování: `trace/0`, `notrace/0`
- Trasování specifického predikátu: `spy/1, nospy/1`
  - `spy( merge/3 )`
- debug/0, nodebug/0: pro trasování pouze predikátů zadaných `spy/1`
- Libovolná část programu může být spuštěna

  zadáním vhodného dotazu: **trasování cíle**
  - vstupní informace: jméno predikátu, hodnoty argumentů při volání
  - výstupní informace
    - při úspěchu hodnoty argumentů splňující cíl
    - při neúspěchu indikace chyby
  - nové vyvolání přes ";": stejný cíl je volán při backtrackingu

Krabičkový (4-branový) model

- Vizualizace řídícího toku (backtrackingu) na úrovni predikátu
  - `Call`: volání cíle
  - `Exit`: úspěšné ukončení volání cíle
  - `Fail`: volání cíle neuspělo
  - Redo: jeden z následujících cílů neuspěl a systém backtrackuje, aby nalezl alternativy k předchozímu řešení

```
                   *-----------------------------------------*
  Call             |                                         |    Exit
-----------------> +  predek( X, Z ) :- rodic( X, Z ).       + --------->
                   |                                         |
                   |  predek( X, Z ) :- rodic( X, Y ),       |
<----------------- +                    predek( Y, Z ).      + <---------
  Fail             |                                         |     Redo
                   *-----------------------------------------*
```

Příklad: trasování

```
a(X) :- nonvar(X).
a(X) :- c(X).
a(X) :- d(X).
c(1).
d(2).

        *-------------------*
 Call   |                   |  Exit
------> + a(X) :- nonvar(X).| ------>
        | a(X) :- c(X).     |
<------ + a(X) :- d(X).     + <------
  Fail  |                   |   Redo
        *-------------------*
```

```
| ?-  a(X).
        1      1 Call: a(_463) ?
        2      2 Call: nonvar(_463) ?
        2      2 Fail: nonvar(_463) ?
        3      2 Call: c(_463) ?
        3      2 Exit: c(1) ?
?       1      1 Exit: a(1) ?
X = 1 ? ;
        1      1 Redo: a(1) ?
        4      2 Call: d(_463) ?
        4      2 Exit: d(2) ?
        1      1 Exit: a(2) ?
X = 2 ? ;
no
% trace
| ?-
```


Efektivita

- Čas výpočtu, paměťové nároky, a také časové nároky na vývoj programu
  - u Prologu můžeme častěji narazit na problémy s časem výpočtu a pamětí
  - Prologovské aplikace redukují čas na vývoj
  - vhodnost pro symbolické, nenumerické výpočty se strukturovanými objekty a relacemi mezi nimi
- Pro zvýšení efektivity je nutno se zabývat **procedurálními aspekty**
  - **zlepšení efektivity při prohledávání**
    - odstranění zbytečného backtrackingu
    - zrušení provádění zbytečných alternativ co nejdříve
  - návrh **vhodnějších datových struktur**, které umožní efektivnější operace s objekty

Zlepšení efektivity: základní techniky

- **Optimalizace posledního volání (LCO) a akumulátory**
- **Rozdílové seznamy** při spojování seznamů
- **Caching**: uložení vypočítaných výsledků do programové databáze
- **Indexace** podle prvního argumentu
  - např. v SICStus Prologu
  - při volání predikátu s prvním nainstaniovaným argumentem se používá hašovací tabulka zpřístupňující pouze odpovídající klauzule
  - `zamestnanec( Prijmeni, KrestniJmeno, Oddeleni, ...)`
  - `seznamy( [], ...) :- ... .`
    `seznamy( [H|T], ...) :- ... .`
- **Determinismus**:
  - rozhodnout, které klauzule mají uspět vícekrát, ověřit požadovaný determinismus

Predikátová logika 1.řádu

Teorie logického programování

- PROLOG: PROgramming in LOGic, část predikátové logiky 1.řádu
  - fakta: `rodic(petr,petrik)`, $\forall$X a(X)
  - klauzule: $\forall$X $\forall$Y `rodic(X,Y)` $\Rightarrow$ `predek(X,Y)`
- Predikátová logika I. řádu (PL1)
  - soubory objektů: lidé, čísla, body prostoru, ...
  - syntaxe PL1, sémantika PL1, pravdivost a dokazatelnost
- Rezoluce ve výrokové logice, v PL1
  - dokazovací metoda
- Rezoluce v logickém programování
- Backtracking, řez, negace vs. rezoluce

Predikátová logika I. řádu (PL1)

Abeceda $\mathcal{A}$ **jazyka** $\mathcal{L}$ PL1 se skládá ze symbolů:

- **proměnné** X, Y, ... označují libovolný objekt z daného oboru
- **funkční symboly** f, g, ... označují operace (příklad: +, $\times$)
  - **arita** = počet argumentů, n-**ární** symbol, značíme f/n
  - nulární funkční symboly – **konstanty**: označují význačné objekty (příklad: 0, 1, ...)
- **predikátové symboly** p,q, ... pro vyjádření vlastností a vztahů mezi objekty
  - **arita** = počet argumentů, n-**ární** symbol, značíme p/n příklad: $<$, $\in$
- **logické spojky** $\wedge$, $\vee$, $\neg$, $\Rightarrow$, $\equiv$
- **kvantifikátory** $\forall$, $\exists$
  - logika I. řádu používá **kvantifikaci pouze pro individua** (odlišnost od logik vyššího řádu)
  - v logice 1. řádu nelze: v $\mathbb{R}$: $\forall A \subseteq \mathbb{R}, \forall f : \mathbb{R} \to \mathbb{R}$
- **závorky**:),(

Jazyky PL1

- Specifikace jazyka $\mathcal{L}$ je definována funkčními a predikátovými symboly
  symboly tedy určují oblast, kterou jazyk popisuje
- **Jazyky s rovností**: obsahují predikátový symbol pro rovnost „="

Příklady

- jazyk teorie uspořádání
  - jazyk s =, binární prediátový symbol $<$
- jazyk teorie množin
  - jazyk s =, binární predikátový symbol $\in$
- jazyk elementární aritmetiky
  - jazyk s =, nulární funkční symbol 0 pro nulu,
    unární funkční symbol s pro operaci následníka,
    binární funkční symboly pro sčítání + a násobení $\times$

Term, atomická formule, formule

- **Term** nad abecedou $\mathcal{A}$
  - každá proměnná z $\mathcal{A}$ je term
  - je-li f/n z $\mathcal{A}$ a $t_1, \ldots, t_n$ jsou termy, pak $f(t_1, \ldots, t_n)$ je také term
  - každý term vznikne konečným počtem užití přechozích kroků f(X, g(X,0))
- **Atomická formule (atom)** nad abecedou $\mathcal{A}$
  - je-li p/n z $\mathcal{A}$ a $t_1, \ldots, t_n$ jsou termy, pak $p(t_1, \ldots, t_n)$ je atomická formule f(X) < g(X,0)
- **Formule** nad abecedou $\mathcal{A}$
  - každá atomická formule je formule
  - jsou-li F a G formule, pak také $(\neg F), (F \wedge G), (F \vee G), (F \Rightarrow G), (F \equiv G)$ jsou formule
  - je-li X proměnná a F formule, pak také ($\forall$X F) a ($\exists$X F) jsou formule
  - každá formule vznikne konečným počtem užití přechozích kroků ($\exists$X ((f(X) = 0) $\wedge$ p(0)))

Interpretace

- **Interpretace** $\mathcal{I}$ jazyka $\mathcal{L}$ nad abecedou $\mathcal{A}$ je dána
  - neprázdnou množinou $\mathcal{D}$ (také značíme $|\mathcal{I}|$, nazývá se **univerzum**) a
  - zobrazením, které
    - každé konstantě $c \in \mathcal{A}$ přiřadí nějaký **prvek** $\mathcal{D}$
    - každému funkčnímu symbolu $f/n \in \mathcal{A}$ přiřadí n-ární **operaci** nad $\mathcal{D}$
    - každému predikátovému symbolu $p/n \in \mathcal{A}$ přiřadí n-ární **relaci** nad $\mathcal{D}$
- Příklad: uspořádání na $\mathbb{R}$
  - jazyk: predikátový symbol $mensi/2$
  - interpretace: univerzum $\mathbb{R}$; zobrazení: $mensi(x, y) := x < y$
- Příklad: elementární aritmetika nad množinou $\mathbb{N}$ (včetně 0)
  - jazyk: konstanta $zero$, funční symboly $s/1$, $plus/2$
  - interpretace:
    - univerzum $\mathbb{N}$; zobrazení: $zero := 0$, $\quad s(x) := 1 + x$, $\quad plus(x, y) := x + y$

Sémantika formulí

- **Ohodnocení proměnné** $\varphi(X)$: každé proměnné X je přiřazen prvek $|\mathcal{I}|$
- **Hodnota termu** $\varphi(t)$: každému termu je přiřazen prvek univerza
  - příklad: nechť $\varphi(X) := 0$
    $\varphi(plus(s(zero), X)) = \varphi(s(zero)) + \varphi(X) = (1 + \varphi(zero)) + 0 = (1 + 0) + 0 = 1$
- Každá **dobře utvořená formule** označuje **pravdivostní hodnotu** (PRAVDA, NEPRAVDA) v závislosti na své struktuře a interpretaci

  Pravdivá formule $\mathcal{I} \models_\varphi Q$: formule Q označena PRAVDA

  Nepravdivá formule $\mathcal{I} \not\models_\varphi Q$: formule Q označena NEPRAVDA
  - příklad: $p/1$ predikátový symbol, tj. $p \subseteq |\mathcal{I}|$ $\qquad p := \{\langle 1\rangle, \langle 3\rangle, \langle 5\rangle, \ldots\}$

    $\mathcal{I} \models p(zero) \wedge p(s(zero))$ iff $\mathcal{I} \models p(zero)$ a $\mathcal{I} \models p(s(zero))$

    iff $\langle\varphi(zero)\rangle \in p$ a $\langle\varphi(s(zero))\rangle \in p$

    iff $\langle\varphi(zero)\rangle \in p$ a $\langle(1 + \varphi(zero))\rangle \in p$

    iff $\langle 0\rangle \in p$ a $\langle 1\rangle \in p$

    $\langle 1\rangle \in p$ ale $\langle 0\rangle \notin p$, tedy formule je nepravdivá v $\mathcal{I}$

Model

- Interpretace se nazývá **modelem** formule, je-li v ní tato formule pravdivá
  - interpretace množiny $\mathbb{N}$ s obvyklými operacemi je modelem formule (1 + s(0) = s(s(0)))
  - interpretace, která se liší přiřazením s/1: s(x):=x není modelem této formule
- **Teorie** $\mathcal{T}$ jazyka $\mathcal{L}$ je množina formulí jazyka $\mathcal{L}$, tzv. **axiomů**
  - ¬ s(X) = 0 je jeden z axiomů teorie elementární aritmetiky
- **Model teorie**: libovolná interpretace, která je modelem všech jejích axiomů
  - všechny axiomy teorie musí být v této interpretaci pravdivé
- **Pravdivá formule v teorii** $\mathcal{T} \models F$: pravdivá v každém z modelů teorie $\mathcal{T}$
  - říkáme také formule **platí v teorii** nebo je **splněna v teorii**
  - formule 1 + s(0) = s(s(0)) je pravdivá v teorii elementárních čísel
- **Logicky pravdivá formule** $\models F$**:** libovolná interpretace je jejím modelem
  - nebo-li F je pravdivá v každém modelu libovolné teorie
  - formule G ∨ ¬ G je logicky pravdivá, formule 1 + s(0) = s(s(0)) není logicky pravdivá

Zkoumání pravdivosti formulí

- Zjištění pravdivosti provádíme důkazem

  Důkaz: libovolná posloupnost $F_1, \ldots, F_n$ formulí jazyka $\mathcal{L}$, v níž každé F_i je buď axiom teorie jazyka $\mathcal{L}$ nebo lze F_i odvodit z předchozích F_j $(j < i)$ použitím určitých **odvozovacích pravidel**
- Odvozovací pravidla – příklady
  - **pravidlo modus ponens**: z formulí F a $F \Rightarrow G$ lze odvodit G
  - **rezoluční princip**: z formulí $F \vee A$, $G \vee \neg A$ odvodit $F \vee G$
- F je **dokazatelná z formulí** $A_1, \cdots, A_n$ $\qquad A_1, \cdots, A_n \vdash F$

  existuje-li důkaz F z $A_1, \cdots, A_n$
- Dokazatelné formule v teorii $\mathcal{T}$ nazýváme **teorémy** teorie $\mathcal{T}$

Korektnost a úplnost

- **Uzavřená formule**: neobsahuje volnou proměnnou (bez kvantifikace)
  - ∀Y ((0 < Y) ∧ (∃X (X < Y))) je uzavřená formule
  - (∃X (X < Y)) není uzavřená formule
- Množina odvozovacích pravidel se nazývá **korektní**, jestliže pro každou množinu uzavřených formulí $\mathcal{P}$ a každou uzavřenou formuli F platí:

  jestliže $\mathcal{P} \vdash F$ pak $\mathcal{P} \models F$ (jestliže je něco dokazatelné, pak to platí)

  Odvozovací pravidla jsou **úplná**, jestliže

  jestliže $\mathcal{P} \models F$ pak $\mathcal{P} \vdash F$ (jestliže něco platí, pak je to dokazatelné)
- PL1: úplná a korektní dokazatelnost, tj.
  pro teorii $\mathcal{T}$ s množinou axiomů $\mathcal{A}$ platí: $\mathcal{T} \models F$ **právě když** $\mathcal{A} \vdash F$

Rezoluce v predikátové logice 1.řádu

Rezoluce

- rezoluční princip: z $F \vee A$, $G \vee \neg A$ odvodit $F \vee G$
- dokazovací metoda používaná
  - v Prologu
  - ve většině systémů pro automatické dokazování
- procedura pro **vyvrácení**
  - hledáme důkaz pro negaci formule
  - snažíme se dokázat, že negace formule je nesplnitelná
    $\Longrightarrow$ formule je vždy pravdivá

Formule

- **literál** l
  - **pozitivní literál** = atomická formule $p(t_1, \cdots, t_n)$
  - **negativní literál** = negace atomické formule $\neg p(t_1, \cdots, t_n)$
- **klauzule** C = konečná množina literálů reprezentující jejich disjunkci
  - příklad: $p(X) \vee q(a, f) \vee \neg p(Y)$ notace: $\{p(X), q(a, f), \neg p(Y)\}$
  - **klauzule je pravdivá** $\Longleftrightarrow$ je pravdivý alespoň jeden z jejích literálů
  - **prázdná klauzule** se značí $\square$ a je vždy nepravdivá (neexistuje v ní pravdivý literál)
- **formule** F = množina klauzulí reprezentující jejich konjunkci
  - formule je v tzv. konjuktivní normální formě (konjunkce disjunkcí)
  - příklad: $(p \vee q) \wedge (\neg p) \wedge (p \vee \neg q \vee r)$ notace: $\{\{p, q\}, \{\neg p\}, \{p, \neg q, r\}\}$
  - **formule je pravdivá** $\Longleftrightarrow$ všechny klauzule jsou pravdivé
  - prázdná formule je vždy pravdivá (neexistuje klauzule, která by byla nepravdivá)
- **množinová notace:** literál je prvek klauzule, klauzule je prvek formule, . . .

Splnitelnost

- **[Opakování:]** Interpretace $\mathcal{I}$ jazyka $\mathcal{L}$ je dána univerzem $\mathcal{D}$ a zobrazením, které přiřadí konstantě c prvek $\mathcal{D}$, funkčnímu symbolu f/n n-ární operaci v $\mathcal{D}$ a predikátovému symbolu p/n n-ární relaci.
  - příklad: $F = \{\{f(a,b) = f(b,a)\}, \{f(f(a,a),b) = a\}\}$
    interpretace $\mathcal{I}_1$: $\mathcal{D} = \mathbb{Z}, a := 1, b := -1, f := " + "$
- Formule je **splnitelná**, existuje-li interpretace, pro kterou je pravdivá
  - formule je konjunkce klauzulí, tj. všechny klauzule musí být v dané interpretaci pravdivé
  - příklad (pokrač.): F je splnitelná (je pravdivá v $\mathcal{I}_1$)
- Formule je **nesplnitelná**, neexistuje-li interpretace, pro kterou je pravdivá
  - tj. formule je ve všech iterpretacích nepravdivá
  - tj. neexistuje interpretace, ve které by byly všechny klauzule pravdivé
  - příklad: $G = \{\{p(b)\}, \{p(a)\}, \{\neg p(a)\}\}$ je nesplnitelná
    ($\{p(a)\}$ a $\{\neg p(a)\}$ nemohou být zároveň pravdivé)

Rezoluční princip ve výrokové logice

- **Rezoluční princip** = pravidlo, které umožňuje odvodit z klauzulí $C_1 \cup \{l\}$ a $\{\neg l\} \cup C_2$ klauzuli $C_1 \cup C_2$

$$\frac{C_1 \cup \{l\} \qquad \{\neg l\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$

- $C_1 \cup C_2$ se nazývá **rezolventou** původních klauzulí
- příklad:

$$\frac{\{p,r\} \qquad \{\neg r, s\}}{\{p,s\}} \qquad \frac{(p \vee r) \wedge (\neg r \vee s)}{p \vee s}$$

obě klauzule $(p \vee r)$ a $(\neg r \vee s)$ musí být pravdivé
protože r nestačí k pravdivosti obou klauzulí,
musí být pravdivé p (pokud je pravdivé $\neg r$) nebo s (pokud je pravdivé r),
tedy platí klauzule $p \vee s$

Rezoluční důkaz

- **rezoluční důkaz klauzule** C **z formule** F je konečná posloupnost $C_1, \dots, C_n = C$ klauzulí taková, že C_i je buď klauzule z F nebo rezolventa C_j, C_k pro $k, j < i$.
- příklad: rezoluční důkaz $\{p\}$ z formule $F = \{\{p,r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}\}$

$C_1 = \{p, r\}$ klauzule z F
$C_2 = \{q, \neg r\}$ klauzule z F
$C_3 = \{p, q\}$ rezolventa C_1 a C_2
$C_4 = \{\neg q\}$ klauzule z F
$C_5 = \{p\} = C$ rezolventa C_3 a C_4

Rezoluční vyvrácení

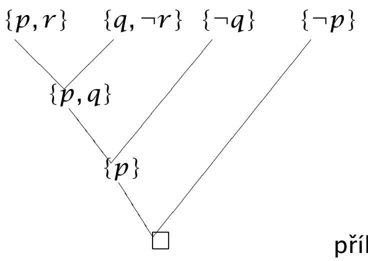
- důkaz pravdivosti formule F spočívá v **demonstraci nesplnitelnosti** $\neg F$
  - $\neg F$ nesplnitelná $\Rightarrow$ $\neg F$ je nepravdivá ve všech interpretacích $\Rightarrow$ F je vždy pravdivá
- začneme-li z klauzulí reprezentujících $\neg F$, musíme postupným uplatňováním rezolučního principu **dospět k prázdné klauzuli** $\square$
- Příklad:

$F \dots \neg a \vee a$
$\neg F \dots a \wedge \neg a$
$\neg F \dots \{\{a\}, \{\neg a\}\}$
$C_1 = \{a\}, C_2 = \{\neg a\}$
rezolventa C_1 a C_2 je $\square$, tj. F je vždy pravdivá

- rezoluční důkaz $\square$ z formule G se nazývá **rezoluční vyvrácení formule** G
  - a tedy G je nepravdivá ve všech interpretacích, tj. G je nesplnitelná

Strom rezolučního důkazu

- **strom rezolučního důkazu** klauzule C z formule F je binární strom:
  - kořen je označen klauzulí C,
  - listy jsou označeny klauzulemi z F a
  - každý uzel, který není listem,
    - má bezprostředními potomky označené klauzulemi C_1 a C_2
    - je označen rezolventou klauzulí C_1 a C_2
- příklad: $F = \{\{p,r\},\{q,\neg r\},\{\neg q\},\{\neg p\}\}$ $\quad C = \square$



strom rezolučního vyvrácení

(rezoluční důkaz $\square$ z F)

příklad: $\{\{p,r\},\{q,\neg r\},\{\neg q\},\{\neg p,t\},\{\neg s\},\{s,\neg t\}\}$

Formule

- **literál** l
  - **pozitivní literál** = atomická formule $p(t_1,\cdots,t_n)$
  - **negativní literál** = negace atomické formule $\neg p(t_1,\cdots,t_n)$
- **klauzule** C = konečná množina literálů reprezentující jejich disjunkci
  - příklad: $p(X) \vee q(a,f) \vee \neg p(Y)$ $\quad$ notace: $\{p(X), q(a,f), \neg p(Y)\}$
  - **klauzule je pravdivá** $\iff$ je pravdivý alespoň jeden z jejích literálů
  - **prázdná klauzule** se značí $\square$ a je vždy nepravdivá (neexistuje v ní pravdivý literál)
- **formule** F = množina klauzulí reprezentující jejich konjunkci
  - formule je v tzv. konjuktivní normální formě (konjunkce disjunkcí)
  - příklad: $(p \vee q) \wedge (\neg p) \wedge (p \vee \neg q \vee r)$ $\quad$ notace: $\{\{p,q\},\{\neg p\},\{p,\neg q,r\}\}$
  - **formule je pravdivá** $\iff$ všechny klauzule jsou pravdivé
  - prázdná formule je vždy pravdivá (neexistuje klauzule, která by byla nepravdivá)
- **množinová notace:** literál je prvek klauzule, klauzule je prvek formule, ...

Rezoluční princip ve výrokové logice

- **Rezoluční princip** = pravidlo, které umožňuje odvodit z klauzulí $C_1 \cup \{l\}$ a $\{\neg l\} \cup C_2$ klauzuli $C_1 \cup C_2$

$$\frac{C_1 \cup \{l\} \qquad \{\neg l\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$

- $C_1 \cup C_2$ se nazývá **rezolventou** původních klauzulí
- příklad:

$$\frac{\{p,r\} \qquad \{\neg r,s\}}{\{p,s\}} \qquad \frac{(p \vee r) \wedge (\neg r \vee s)}{p \vee s}$$

obě klauzule $(p \vee r)$ a $(\neg r \vee s)$ musí být pravdivé

protože r nestačí k pravdivosti obou klauzulí,

musí být pravdivé p (pokud je pravdivé $\neg r$) nebo s (pokud je pravdivé r),

tedy platí klauzule $p \vee s$

Rezoluční důkaz

- **rezoluční důkaz klauzule** C **z formule** F je konečná posloupnost $C_1,\ldots,C_n = C$ klauzulí taková, že C_i je buď klauzule z F nebo rezolventa C_j, C_k pro $k,j < i$.
- příklad: rezoluční důkaz $\{p\}$ z formule $F = \{\{p,r\},\{q,\neg r\},\{\neg q\}\}$

$C_1 = \{p,r\}$ klauzule z F

$C_2 = \{q,\neg r\}$ klauzule z F

$C_3 = \{p,q\}$ rezolventa C_1 a C_2

$C_4 = \{\neg q\}$ klauzule z F

$C_5 = \{p\} = C$ rezolventa C_3 a C_4

Substituce

- **co s proměnnými?** **vhodná substituce a unifikace**
  - $f(X, a, g(Y)) < 1, f(h(c), a, Z) < 1, \quad X = h(c), Z = g(Y) \Longrightarrow f(h(c), a, g(Y)) < 1$
- **substituce** je libovolná funkce θ zobrazující výrazy do výrazů tak, že platí
  - $\theta(E) = E$ pro libovolnou konstantu E
  - $\theta(f(E_1, \cdots, E_n)) = f(\theta(E_1), \cdots, \theta(E_n))$ pro libovolný funkční symbol f
  - $\theta(p(E_1, \cdots, E_n)) = p(\theta(E_1), \cdots, \theta(E_n))$ pro libovolný predik. symbol p
- **substituce** je tedy homomorfismus výrazů, který **zachová vše kromě proměnných** – ty lze nahradit čímkoliv
- substituce zapisujeme zpravidla ve tvaru seznamu $[X_1/\xi_1, \cdots, X_n/\xi_n]$ kde X_i jsou proměnné a ξ_i substituované termy
  - příklad: $p(X)[X/f(a)] \equiv p(f(a))$
- **přejmenování proměnných**: speciální náhrada proměnných proměnnými
  - příklad: $p(X)[X/Y] \equiv p(Y)$

Unifikace

- Ztotožnění dvou literálů p, q pomocí vhodné substituce σ takové, že $p\sigma = q\sigma$ nazýváme **unifikací** a příslušnou substituci **unifikátorem**.
- **Unifikátorem** množiny S literálů nazýváme substituce θ takovou, že množina

$$S\theta = \{t\theta | t \in S\}$$

  má jediný prvek.
  - příklad: S = { datum(D1, M1, 2003), datum(1, M2, Y2) }
    unifikátor θ = [D1/1, M1/2, M2/2, Y2/2003] $S\theta$ = { datum(1, 2, 2003) }
- Unifikátor σ množiny S nazýváme **nejobecnějším unifikátorem** (**mgu** – ***most general unifier***), jestliže pro libovolný unifikátor θ existuje substituce λ taková, že $\theta = \sigma\lambda$.
  - příklad (pokrač.): nejobecnější unifikátor σ = [D1/1, Y2/2003, M1/M2], λ=[M2/2]

Rezoluční princip v PL1

- základ:
  - rezoluční princip ve výrokové logice $\dfrac{C_1 \cup \{l\} \qquad \{\neg l\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$
  - substituce, unifikátor, nejobecnější unifikátor
- **rezoluční princip v PL1** je pravidlo, které
  - připraví příležitost pro uplatnění vlastního rezolučního pravidla nalezením vhodného unifikátoru
  - provede rezoluci a získá rezolventu

$$\frac{C_1 \cup \{A\} \qquad \{\neg B\} \cup C_2}{C_1\rho\sigma \cup C_2\sigma}$$

  - kde ρ **je přejmenováním proměnných** takové, že klauzule $(C_1 \cup A)\rho$ a $\{B\} \cup C_2$ nemají společné proměnné
  - σ **je nejobecnější unifikátor** klauzulí $A\rho$ a B

Příklad: rezoluce v PL1

- příklad: $C_1 = \{p(X, Y), \quad q(Y)\} \qquad C_2 = \{\neg q(a), \quad s(X, W)\}$
- přejmenování proměnných: $\rho = [X/Z]$
  $C_1 = \{p(Z, Y), \quad q(Y)\} \qquad C_2 = \{\neg q(a), \quad s(X, W)\}$
- nejobecnější unifikátor: $\sigma = [Y/a]$
  $C_1 = \{p(Z, a), \quad q(a)\} \qquad C_2 = \{\neg q(a), \quad s(X, W)\}$
- rezoluční princip: $C = \{p(Z, a), \quad s(X, W)\}$
- vyzkoušejte si:
  $C_1 = \{q(X), \quad \neg r(Y), \quad p(X, Y), \quad p(f(Z), f(Z))\}$
  $C_2 = \{n(Y), \quad \neg r(W), \quad \neg p(f(W), f(W)\}$

Rezoluce v PL1

- **Obecný rezoluční princip v PL1**

$$\frac{C_1 \cup \{A_1, \cdots, A_m\} \qquad \{\neg B_1, \cdots, \neg B_n\} \cup C_2}{C_1\rho\sigma \cup C_2\sigma}$$

  - kde ρ je přejmenováním proměnných takové, že množiny klauzulí $\{A_1\rho, \cdots, A_m\rho, C_1\rho\}$ a $\{B_1, \cdots, B_n, C_2\}$ nemají společné proměnné
  - σ je nejobecnější unifikátor množiny $\{A_1\rho, \cdots, A_m\rho, B_1, \cdots, B_n\}$
  - příklad: $A_1 = a(X)$ vs. $\{\neg B_1, \neg B_2\} = \{\neg a(b), \neg a(Z)\}$
    v jednom kroku potřebuji vyrezolvovat zároveň B_1 i B_2
- Rezoluce v PL1
  - **korektní**: jestliže existuje rezoluční vyvrácení F, pak F je nesplnitelná
  - **úplná**: jestliže F je nesplnitelná, pak existuje rezoluční vyvrácení F

Zefektivnění rezoluce

- rezoluce je intuitivně efektivnější než axiomatické systémy
  - axiomatické systémy: který z axiomů a pravidel použít?
  - rezoluce: pouze jedno pravidlo
- stále ale příliš mnoho možností, jak hledat důkaz v prohledávacím prostoru
- problém SAT= $\{S | S$ je splnitelná $\}$ NP úplný,
  nicméně: menší prohledávací prostor vede k rychlejšímu nalezení řešení
- strategie pro zefektivnění prohledávání ⇒ varianty rezoluční metody
- vylepšení prohledávání
  - zastavit prohledávání cest, které nejsou slibné
  - specifikace pořadí, jak procházíme alternativními cestami

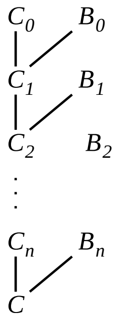
Varianty rezoluční metody

- **Věta:** Každé omezení rezoluce je korektní.
  - stále víme, že to, co jsme dokázali, platí
- T-**rezoluce**: klauzule učastnící se rezoluce nejsou tautologie úplná
  - tautologie nepomůže ukázat, že formule je nesplnitelná
- **sémantická rezoluce**: úplná
  zvolíme libovolnou interpretaci a pro rezoluci používáme jen takové klauzule, z nichž alespoň jedna je v této interpretaci nepravdivá
  - pokud jsou obě klauzule pravdivé, těžko odvodíme nesplnitelnost formule
- **vstupní (*input*) rezoluce:** neúplná
  alespoň jedna z klauzulí, použitá při rezoluci, je z výchozí **vstupní množiny** S
  - $\{\{p, q\}, \quad \{\neg p, q\}, \quad \{p, \neg q\}, \quad \{\neg p, \neg q\}\}$
    existuje rezoluční vyvrácení
    neexistuje rezoluční vyvrácení pomocí vstupní rezoluce

Rezoluce a logické programování

Lineární rezoluce

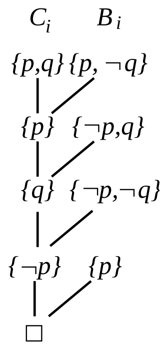
- varianta rezoluční metody
  - snaha o generování lineární posloupnosti místo stromu
  - v každém kroku kromě prvního můžeme použít bezprostředně předcházející rezolventu a k tomu buď některou z klauzulí vstupní množiny S nebo některou z předcházejících rezolvent
- **lineární rezoluční důkaz** C **z** S je posloupnost dvojic $\langle C_0, B_0 \rangle, \ldots \langle C_n, B_n \rangle$ taková, že $C = C_{n+1}$ a
  - C_0 a každá B_i jsou prvky S nebo některé $C_j, j < i$
  - každá $C_{i+1}, i \leq n$ je rezolventa C_i a B_i
- **lineární vyvrácení** S = lineární rezoluční důkaz $\square$ z S



Lineární rezoluce II.

- příklad: $S = \{A_1, A_2, A_3, A_4\}$

  $A_1 = \{p, q\}$
  $A_2 = \{p, \neg q\}$
  $A_3 = \{\neg p, q\}$
  $A_4 = \{\neg p, \neg q\}$



- S: **vstupní množina** klauzulí
- C_i: **střední klauzule**
- B_i: **boční klauzule**

Prologovská notace

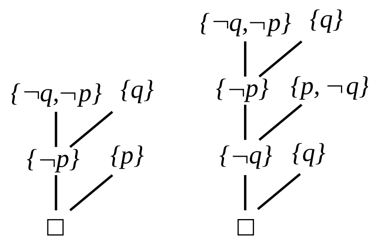
- Klauzule v matematické logice
  - $\{H_1, \cdots, H_m, \neg T_1, \cdots, \neg T_n\}$ $\quad H_1 \vee \cdots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \cdots \vee \neg T_n$
- **Hornova klauzule**: nejvýše jeden pozitivní literál
  - $\{H, \neg T_1, \ldots, \neg T_n\}$ $\quad \{H\}$ $\quad \{\neg T_1, \ldots, \neg T_n\}$
  - $H \vee \neg T_1 \vee \cdots \vee \neg T_n$ $\quad H$ $\quad \neg T_1 \vee \cdots \vee \neg T_n$
- **Pravidlo**: jeden pozitivní a alespoň jeden negativní literál
  - Prolog: $H :- T_1, \cdots, T_n.$ Matematická logika: $H \Leftarrow T_1 \wedge \cdots \wedge T_n$
  - $H \Leftarrow T$ $\quad H \vee \neg T$ $\quad H \vee \neg T_1 \vee \cdots \vee \neg T_n$ Klauzule: $\{H, \neg T_1, \ldots, \neg T_n\}$
- **Fakt**: pouze jeden pozitivní literál
  - Prolog: $H.$ Matematická logika: H Klauzule: $\{H\}$
- **Cílová klauzule**: žádný pozitivní literál
  - Prolog: $:- T_1, \ldots T_n.$ Matematická logika: $\neg T_1 \vee \cdots \vee \neg T_n$ Klauzule: $\{\neg T_1, \cdots \neg T_n\}$

Logický program

- **Programová klauzule**: právě jeden pozitivní literál (fakt nebo pravidlo)
- **Logický program**: konečná množina programových klauzulí
- Příklad:
  - logický program jako množina klauzulí:
    $P = \{P_1, P_2, P_3\}$
    $P_1 = \{p\}, \quad P_2 = \{p, \neg q\}, \quad P_3 = \{q\}$
  - logický program v prologovské notaci:
    $p.$
    $p :- q.$
    $q.$
  - cílová klauzule: $G = \{\neg q, \neg p\}$ $\quad :- q, p.$

Lineární rezoluce pro Hornovy klauzule

- Začneme s cílovou klauzulí: $C_0 = G$
- Boční klauzule vybíráme z programových klauzulí P
- $G = \{\neg q, \neg p\}$ $\quad P = \{P_1, P_2, P_3\}: \quad P_1 = \{p\}, \quad P_2 = \{p, \neg q\}, \quad P_3 = \{q\}$
- $:- q, p.$ $\quad p.$ $\quad p :- q,$ $\quad q.$



- **Střední klauzule jsou cílové klauzule**

Lineární vstupní rezoluce

- **Vstupní rezoluce na** $P \cup \{G\}$
  - (opakování:) alespoň jedna z klauzulí použitá při rezoluci je z výchozí vstupní množiny
  - začneme s cílovou klauzulí: $C_0 = G$
  - boční klauzule jsou vždy z P (tj. jsou to programové klauzule)
- (Opakování:) **Lineární rezoluční důkaz** C **z** P je posloupnost dvojic $\langle C_0, B_0 \rangle, \ldots \langle C_n, B_n \rangle$ taková, že $C = C_{n+1}$ a
  - C_0 a každá B_i jsou prvky P **nebo některé** $C_j, j < i$
  - každá $C_{i+1}, i \leq n$ je rezolventa C_i a B_i
- **Lineární vstupní (*Linear Input*) rezoluce (LI-rezoluce)** C z $P \cup \{G\}$ posloupnost dvojic $\langle C_0, B_0 \rangle, \ldots \langle C_n, B_n \rangle$ taková, že $C = C_{n+1}$ a
  - $C_0 = G$ **a každá** B_i **jsou prvky** P lineární rezoluce + vstupní rezoluce
  - každá $C_{i+1}, i \leq n$ je rezolventa C_i a B_i

Cíle a fakta při lineární rezoluci

- **Věta:** Je-li S nesplnitelná množina Hornových klauzulí, pak S obsahuje alespoň **jeden cíl a jeden fakt**.
  - pokud nepoužiji cíl, mám pouze fakta (1 pozit.literál) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), při rezoluci mi stále zůstává alespoň jeden pozit. literál
  - pokud nepoužiji fakt, mám pouze cíle (negat.literály) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), v rezolventě mi stále zůstávají negativní literály
- **Věta:** Existuje-li rezoluční důkaz prázdné množiny z množiny S Hornových klauzulí, pak tento rezoluční strom má v listech **jedinou cílovou klauzuli**.
  - pokud začnu důkaz pravidlem a faktem, pak dostanu zase pravidlo
  - pokud začnu důkaz dvěma pravidly, pak dostanu zase pravidlo
  - na dvou faktech rezolvovat nelze

  $\Rightarrow$ dokud nepoužiji cíl pracuji stále s množinou faktů a pravidel
  - pokud použiji v důkazu cílovou klauzulí, fakta mi ubírají negat.literály, pravidla mi je přidávají, v rezolventě mám stále samé negativní literály, tj. nelze rezolvovat s dalším cílem

Korektnost a úplnost

- **Věta:** Množina S Hornových klauzulí je nesplnitelná, právě když existuje rezoluční vyvrácení S pomocí **vstupní rezoluce**.
- **Korektnost** platí stejně jako pro ostatní omezení rezoluce
- **Úplnost LI-rezoluce pro Hornovy klauzule**:
  Nechť P je množina programových klauzulí a G cílová klauzule.
  Je-li množina $P \cup \{G\}$ Hornových klauzulí nesplnitelná,
  pak existuje rezoluční vyvrácení $P \cup \{G\}$ pomocí LI-rezoluce.
  - vstupní rezoluce pro (obecnou) formuli sama o sobě není úplná

  $\Longrightarrow$ LI-rezoluce aplikovaná na (obecnou) formuli nezaručuje, že nalezeneme důkaz, i když formule platí!
- **Význam LI-rezoluce pro Hornovy klauzule:**
  - $P = \{P_1, \ldots, P_n\}$, $G = \{G_1, \ldots, G_m\}$
  - LI-rezolucí ukážeme nesplnitelnost $P_1 \wedge \cdots \wedge P_n \wedge (\neg G_1 \vee \cdots \vee \neg G_m)$
  - pokud tedy předpokládáme, že program $\{P_1, \ldots, P_n\}$ platí, tak musí být nepravdivá $(\neg G_1 \vee \cdots \vee \neg G_m)$, tj. musí platit $G_1 \wedge \cdots \wedge G_m$

Uspořádané klauzule (*definite clauses*)

- Klauzule = množina literálů
- **Uspořádáná klauzule (*definite clause*) = posloupnost literálů**
  - nelze volně měnit pořadí literálů
- **Rezoluční princip pro uspořádané klauzule**:

$$\frac{\{\neg A_0,\ldots,\neg A_n\} \qquad \{B,\neg B_0,\ldots,\neg B_m\}}{\{\neg A_0,\ldots,\neg A_{i-1},\neg B_0\rho,\ldots,\neg B_m\rho,\neg A_{i+1},\ldots,\neg A_n\}\sigma}$$

  - **uspořádaná rezolventa**: $\{\neg A_0,\ldots,\neg A_{i-1},\neg B_0\rho,\ldots,\neg B_m\rho,\neg A_{i+1},\ldots,\neg A_n\}\sigma$
  - ρ je přejmenování proměnných takové, že klauzule $\{A_0,\ldots,A_n\}$ a $\{B,B_0,\ldots,B_m\}\rho$ nemají společné proměnné
  - σ je nejobecnější unifikátor pro A_i a $B\rho$
  - **rezoluce je realizována na literálech** $\neg A_i\sigma$ **a** $B\rho\sigma$
  - je dodržováno pořadí literálů, tj. $\{\neg B_0\rho,\ldots,\neg B_m\rho\}\sigma$ **jde do uspořádané rezolventy přesně na pozici** $\neg A_i\sigma$

Uspořádané klauzule II.

- Uspořádáné klauzule

$$\frac{\{\neg A_0,\ldots,\neg A_n\} \qquad \{B,\neg B_0,\ldots,\neg B_m\}}{\{\neg A_0,\ldots,\neg A_{i-1},\neg B_0\rho,\ldots,\neg B_m\rho,\neg A_{i+1},\ldots,\neg A_n\}\sigma}$$

Hornovy klauzule

$$\frac{:-A_0,\ldots,A_n. \qquad B:-B_0,\ldots,B_m.}{:-(A_0,\ldots,A_{i-1},B_0\rho,\ldots,B_m\rho,A_{i+1},\ldots,A_n)\sigma.}$$

- Příklad:

$$\frac{\{\neg s(X),\neg t(1),\neg u(X)\} \qquad \{t(Z),\neg q(Z,X),\neg r(3)\}}{\{\neg s(X),\neg q(1,A),\neg r(3),\neg u(X)\}}$$

$$\frac{:-s(X),t(1),u(X). \qquad t(Z):-q(Z,X),r(3).}{:-s(X),q(1,A),r(3),u(X).}$$

$$\rho = [X/A] \qquad \sigma = [Z/1]$$

LD-rezoluce

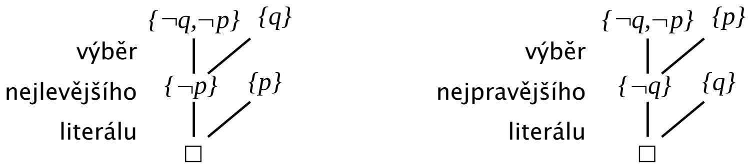
- **LD-rezoluční vyvrácení** množiny uspořádaných klauzulí $P \cup \{G\}$ je posloupnost $\langle G_0, C_0\rangle,\ldots,\langle G_n, C_n\rangle$ taková, že
  - G_i, C_i jsou uspořádané klauzule
  - $G = G_0$
  - $G_{n+1} = \square$
  - G_i je uspořádaná cílová klauzule
  - C_i je přejmenování klauzule z P
    - C_i neobsahuje proměnné, které jsou v $G_j, j \le i$ nebo v $C_k, k \le i$
  - $G_{i+1}, 0 \le i \le n$ je uspořádaná rezolventa G_i a C_i
- LD-rezoluce: korektní a úplná

SLD-rezoluce

- **Lineární rezoluce se selekčním pravidlem = SLD-rezoluce (*Selected Linear resolution for Definite clauses*)**
  - rezoluce
  - **Selekční** pravidlo
  - **Lineární** rezoluce
  - **Definite** (uspořádané) klauzule
  - vstupní rezoluce
- **Selekční pravidlo** R je funkce, která každé neprázdné klauzuli C přiřazuje nějaký z jejích literálů $R(C) \in C$
  - při rezoluci vybírám z klauzule literál určený selekčním pravidlem
- Pokud se R neuvádí, pak se předpokládá výběr **nejlevějšího literálu**
  - nejlevější literál vybírá i Prolog

Lineární rezoluce se selekčním pravidlem

- $P = \{\{p\}, \{p, \neg q\}, \{q\}\}$, $G = \{\neg q, \neg p\}$

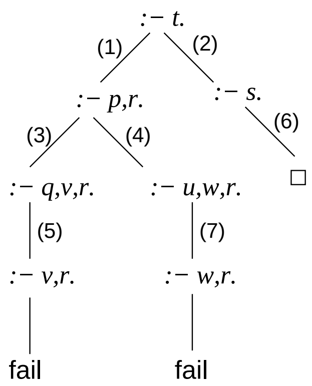


- **SLD-rezoluční vyvrácení** $P \cup \{G\}$ pomocí selekčního pravidla R je LD-rezoluční vyvrácení $\langle G_0, C_0\rangle, \ldots, \langle G_n, C_n\rangle$ takové, že $G = G_0, G_{n+1} = \square$ a $R(G_i)$ je literál rezolvovaný v kroku i
- SLD-rezoluce – korektní, úplná
- Efektivita SLD-rezoluce je závislá na
  - selekčním pravidle R
  - způsobu výběru příslušné programové klauzule pro tvorbu rezolventy
    - v Prologu se vybírá vždy klauzule, která je v programu první

Příklad: SLD-strom

$t : -p, r.$	(1)
$t : -s.$	(2)
$p : -q, v.$	(3)
$p : -u, w.$	(4)
$q.$	(5)
$s.$	(6)
$u.$	(7)

$: -t.$



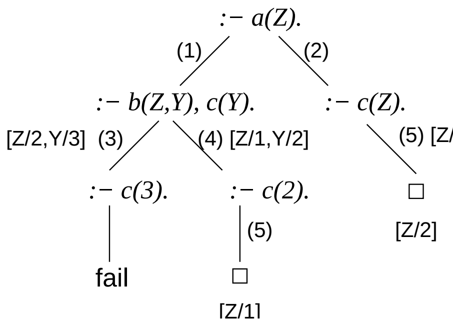
Strom výpočtu (SLD-strom)

- **SLD-strom** je strom tvořený všemi možnými výpočetními posloupnostmi logického programu P vzhledem k cíli G
- kořenem stromu je cílová klauzule G
- v uzlech stromu jsou rezolventy (rodiče uzlu a programové klauzule)
  - číslo vybrané programové klauzule pro rezoluci je v příkladu uvedeno jako ohodnocení hrany
- listy jsou dvojího druhu:
  - označené prázdnou klauzulí – jedná se o **úspěšné uzly** (*succes nodes*)
  - označené neprázdnou klauzulí – jedná se o **neúspěšné uzly** (*failure nodes*)
- úplnost SLD-rezoluce zaručuje **existenci** cesty od kořene k úspěšnému uzlu pro každý možný výsledek příslušející cíli G

Příklad: SLD–strom a výsledná substituce

$: -a(Z).$

$a(X) : -b(X, Y), c(Y).$	(1)
$a(X) : -c(X).$	(2)
$b(2, 3).$	(3)
$b(1, 2).$	(4)
$c(2).$	(5)



Cvičení:

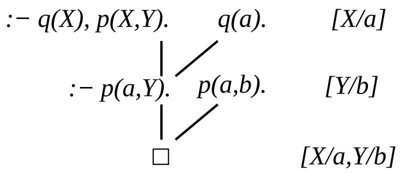
$p(B) : -q(A, B), r(B).$
$p(A) : -q(A, A).$
$q(a, a).$
$q(a, b).$
$r(b).$

ve výsledné substituci jsou pouze proměnné z dotazu
výsledné substituce jsou $[Z/1]$ a $[Z/2]$
nezajímá mě substituce $[Y/2]$

Výsledná substituce (*answer substitution*)

q(a).
p(a,b).

:−q(X), p(X,Y).
X=a, Y=b



- Každý krok SLD-rezoluce vytváří novou unifikační substituci θ_i
  ⇒ potenciální instanciace proměnné ve vstupní cílové klauzuli
- **Výsledná substituce** (*answer substitution*)

  $\theta = \theta_0 \theta_1 \cdots \theta_n$ složení unifikací

Význam SLD-rezolučního vyvrácení $P \cup \{G\}$

- Množina P programových klauzulí, cílová klauzule G
- **Dokazujeme nesplnitelnost**

  (1) $P \wedge (\forall \vec{X})(\neg G_1(\vec{X}) \vee \neg G_2(\vec{X}) \vee \cdots \vee \neg G_n(\vec{X}))$
  kde $G = \{\neg G_1, \neg G_2, \cdots, \neg G_n\}$ a $\vec{X}$ je vektor proměnných v G
  nesplnitelnost (1) je ekvivalentní tvrzení (2) a (3)

  (2) $P \vdash \neg G$

  (3) $P \vdash (\exists \vec{X})(G_1(\vec{X}) \wedge \cdots \wedge G_n(\vec{X}))$

  a jedná se tak o **důkaz existence vhodných objektů**, které na základě vlastností množiny P splňují konjunkci literálů v cílové klauzuli
- Důkaz nesplnitelnosti $P \cup \{G\}$ znamená **nalezení protipříkladu**
  ten pomocí SLD-stromu **konstruuje termy (odpověď)** splňující konjunkci v (3)

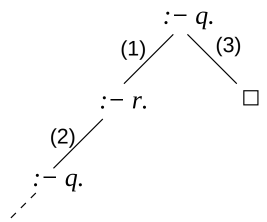
Výpočetní strategie

- **Korektní výpočetní strategie** prohledávání stromu výpočtu musí zaručit, že se každý (konečný) výsledek nalézt v konečném čase
- Korektní výpočetní strategie = **prohledávání stromu do šířky**
  - exponenciální paměťová náročnost
  - složité řídící struktury
- Použitelná výpočetní strategie = **prohledávání stromu do hloubky**
  - jednoduché řídící struktury (zásobník)
  - lineární paměťová náročnost
  - **není ale úplná**: nenalezne vyvrácení i když existuje
    - procházení nekonečné větve stromu výpočtu
      ⇒ na nekonečných stromech dojde k zacyklení
    - nedostaneme se tak na jiné existující úspěšné uzly

SLD-rezoluce v Prologu: úplnost

- **Prolog**: prohledávání stromu do hloubky
  ⇒ **neúplnost** použité výpočetní strategie
- Implementace SLD-rezoluce v Prologu
  - **není úplná**

    logický program: $q :- r.$ (1)
    $r :- q.$ (2)
    $q.$ (3)
    dotaz: $:- q.$



Test výskytu

- Kontrola, zda se proměnná vyskytuje v termu, kterým ji substituujeme
  - dotaz $: -a(B,B).$
  - logický program: $a(X, f(X)).$
  - by vedl k: $[B/X]$, $[X/f(X)]$
- Unifikátor pro $g(X_1, \ldots, X_n)$ a $g(f(X_0,X_0), f(X_1,X_1), \ldots, f(X_{n-1},X_{n-1}))$

  $X_1 = f(X_0,X_0), \quad X_2 = f(X_1,X_1), \ldots, \quad X_n = f(X_{n-1},X_{n-1})$

  $X_2 = f(f(X_0,X_0), f(X_0,X_0)), \ldots$

  délka termu pro X_k exponenciálně narůstá

  $\Longrightarrow$ **exponenciální složitost** na ověření kontroly výskytu
- Test výskytu se **při unifikaci v Prologu neprovádí**
- Důsledek: $? - X = f(X)$ uspěje s $X = f(f(f(f(f(f(f(f(f(f(...))))))))))$

SLD-rezoluce v Prologu: korektnost

- Implementace SLD-rezoluce v Prologu nepoužívá při unifikaci test výskytu

  $\Longrightarrow$ **není korektní**

(1) $t(X) : -p(X,X).$ $\quad : -t(X).$

$p(X, f(X)).$ $\quad X = f(f(f(f(...))))))))))$ problém se projeví

(2) $t : -p(X,X).$ $\quad : -t.$

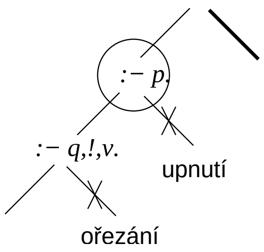
$p(X, f(X)).$ yes dokazovací systém nehledá unifikátor pro X a $f(X)$

- Řešení: problém typu (2) převést na problém typu (1) ?
  - každá proměnná v hlavě klauzule se objeví i v těle, aby se vynutilo hledání unifikátoru (přidáme $X = X$ pro každou X, která se vyskytuje pouze v hlavě)

    $t : -p(X,X).$

    $p(X, f(X)) : -X = X.$
  - optimalizace v kompilátoru mohou způsobit opět odpověď „yes"

Řízení implementace: řez



- nemá ale žádnou deklarativní sémantiku
- místo toho **mění implementaci programu**
- $p : -q, !, v.$
- snažíme se splnit q
- řez se syntakticky chová jako kterýkoliv jiný literál
- pokud uspěji

  ⇒ přeskočím řez a pokračuji jako by tam řez nebyl
- pokud ale **neuspěji (a tedy i při backtrackingu) a vracím se přes řez**

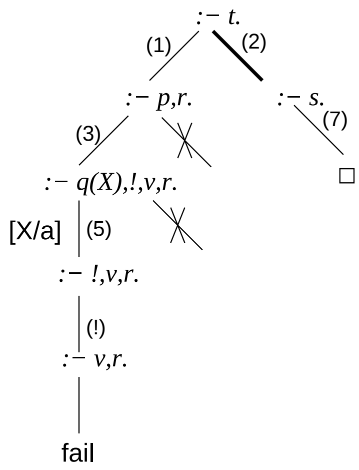
  ⇒ **vracím se až na rodiče** $: -p.$ a zkouším další větev

  ⇒ nezkouším tedy další možnosti, jak splnit p upnutí

  ⇒ a nezkouším ani další možnosti, jak splnit q v SLD-stromu ořezání

Příklad: řez

$t : -p, r.$	(1)
$t : -s.$	(2)
$p : -q(X), !, v.$	(3)
$p : -u, w.$	(4)
$q(a).$	(5)
$q(b).$	(6)
$s.$	(7)
$u.$	(8)

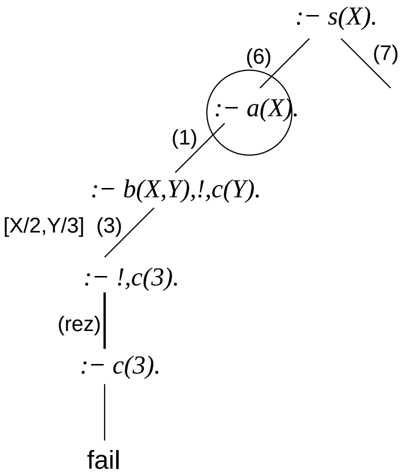


Příklad: řez II

$a(X) :- b(X, Y), !, c(Y).$ (1)
$a(X) :- c(X).$ (2)
$b(2, 3).$ (3)
$b(1, 2).$ (4)
$c(2).$ (5)

$s(X) :- a(X).$ (6)
$s(X) :- p(X).$ (7)

$p(B) :- q(A, B), r(B).$ (8)
$p(A) :- q(A, A).$ (9)
$q(a, a).$ (10)
$q(a, b).$ (11)
$r(b).$ (12)

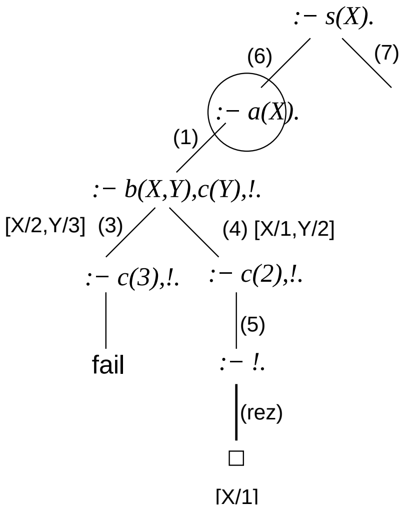


Příklad: řez III

$a(X) :- b(X, Y), c(Y), !.$ (1)
$a(X) :- c(X).$ (2)
$b(2, 3).$ (3)
$b(1, 2).$ (4)
$c(2).$ (5)

$s(X) :- a(X).$ (6)
$s(X) :- p(X).$ (7)

$p(B) :- q(A, B), r(B).$ (8)
$p(A) :- q(A, A).$ (9)
$q(a, a).$ (10)
$q(a, b).$ (11)
$r(b).$ (12)



Operační a deklarativní semantika

Operační sémantika

- **Operační sémantikou** logického programu P rozumíme množinu $O(P)$ všech atomických formulí bez proměnných, které lze pro nějaký cíl G^1 odvodit nějakým rezolučním důkazem ze vstupní množiny $P \cup \{G\}$.

  [1]tímto výrazem jsou míněny všechny cíle, pro něž zmíněný rezoluční důkaz existuje.
- **Deklarativní sémantika** logického programu P ???

Opakování: interpretace

- **Interpretace** $\mathcal{I}$ jazyka $\mathcal{L}$ je dána univerzem $\mathcal{D}$ a zobrazením, které přiřadí konstantě c prvek $\mathcal{D}$, funkčnímu symbolu f/n n-ární operaci v $\mathcal{D}$ a predikátovému symbolu p/n n-ární relaci.
  - příklad: $F = \{\{f(a,b) = f(b,a)\}, \{f(f(a,a),b) = a\}\}$
    interpretace $\mathcal{I}_1$: $\mathcal{D} = \mathbb{Z}, a := 1, b := -1, f := " + "$
- Interpretace se nazývá **modelem** formule, je-li v ní tato formule pravdivá
  - interpretace množiny $\mathbb{N}$ s obvyklými operacemi je modelem formule (0 + s(0) = s(0))

Herbrandovy interpretace

- Omezení na obor skládající se ze **symbolických výrazů tvořených z predikátových a funkčních symbolů daného jazyka**
  - při zkoumání pravdivosti není nutné uvažovat modely nad všemi interpretacemi
- **Herbrandovo univerzum**: množina všech termů bez proměnných, které mohou být tvořeny funkčními symboly a konstantami daného jazyka
- **Herbrandova interpretace**: libovolná interpretace, která přiřazuje
  - proměnným prvky Herbrandova univerza
  - konstantám sebe samé
  - funkčním symbolům funkce, které symbolu f pro argumenty $t_1, \cdots, t_n$ přiřadí term f$(t_1, \cdots, t_n)$
  - predikátovým symbolům libovolnou funkci z Herbrand. univerza do pravdivostních hodnot
- **Herbrandův model** množiny uzavřených formulí $\mathcal{P}$:
  Herbrandova interpretace taková, že každá formule z $\mathcal{P}$ je v ní pravdivá.

Specifikace Herbrandova modelu

- Herbrandovy interpretace mají předdefinovaný význam funktorů a konstant
- Pro specifikaci Herbrandovy interpretace tedy stačí zadat relace pro každý predikátový symbol
- Příklad: Herbrandova interpretace a Herbrandův model množiny formulí

```
lichy(s(0)).                    % (1)
lichy(s(s(X))) :- lichy(X).     % (2)
```

- $\mathcal{I}_1 = \emptyset$ — není model (1)
- $\mathcal{I}_2 = \{lichy(s(0))\}$ — není model (2)
- $\mathcal{I}_3 = \{lichy(s(0)), lichy(s(s(s(0))))\}$ — není model (2)
- $\mathcal{I}_4 = \{lichy(s^n(0)) | n \in \{1,3,5,7,\ldots\}\}$ — Herbrandův model (1) i (2)
- $\mathcal{I}_5 = \{lichy(s^n(0)) | n \in \mathbb{N}\}$ — Herbrandův model (1) i (2)

Příklad: Herbrandovy interpretace

```
rodic(a,b).
rodic(b,c).
predek(X,Y) :- rodic(X,Y).
predek(X,Z) :- rodic(X,Y), predek(Y,Z).
```

$\mathcal{I}_1 = \{rodic(a,b), rodic(b,c), predek(a,b), predek(b,c), predek(a,c)\}$

$\mathcal{I}_2 = \{rodic(a,b), rodic(b,c),$
$\quad predek(a,b), predek(b,c), predek(a,c), predek(a,a)\}$

$\mathcal{I}_1$ i $\mathcal{I}_2$ jsou Herbrandovy modely klauzulí

Cvičení: Napište minimální Herbrandův model pro následující logický program.

```
muz(petr). muz(pavel). zena(olga). zena(jitka).
pary(X,Y) :- zena(X), muz(Y).
```

Uveďte další model tohoto programu, který není minimální.

Deklarativní a operační sémantika

- Je-li S množina programových klauzulí a M libovolná množina Herbrandových modelů S, pak **průnik těchto modelů** je opět Herbrandův model množiny S.
- **Důsledek:**
  Existuje **nejmenší Herbrandův model** množiny S, který značíme $M(S)$.
- **Deklarativní sémantikou** logického programu P rozumíme jeho minimální Herbrandův model $M(P)$.
- Připomenutí: **Operační sémantikou** logického programu P rozumíme množinu $O(P)$ všech atomických formulí bez proměnných, které lze pro nějaký cíl G^1 odvodit nějakým rezolučním důkazem ze vstupní množiny $P \cup \{G\}$.
  [1]tímto výrazem jsou míněny všechny cíle, pro něž zmíněný rezoluční důkaz existuje.
- Pro libovolný logický program P platí $\quad M(P) = O(P)$

Negace v logickém programování

Negativní znalost

- logické programy vyjadřují **pozitivní znalost**
- **negativní literály:** pozice určena definicí Hornových klauzulí
  ⇒ nelze vyvodit **negativní** informaci z logického programu
  - každý predikát definuje úplnou relaci
  - negativní literál **není** logickým důsledkem programu
- relace vyjádřeny explicitně v nejmenším Herbrandově modelu
  - $nad(X,Y) :- na(X,Y).$ $\qquad na(c,b).$
    $nad(X,Y) :- na(X,Z), nad(Z,Y).$ $\qquad na(b,a).$
  - nejmenší Herbrandův model: $\{na(b,a), na(c,b), nad(b,a), nad(c,b), nad(c,a)\}$
- ani program ani model nezahrnují negativní informaci
  - a není nad c, a není na c
  - i v realitě je negativní informace vyjadřena explicitně zřídka, např. jízdní řád

Předpoklad uzavřeného světa

- neexistence informace chápána jako opak:
  předpoklad uzavřeného světa (*closed world assumption*, CWA)
- převzato z databází
- určitý vztah platí **pouze** když je vyvoditelný z programu.
- „odvozovací pravidlo" (A je (uzavřený) term): $\dfrac{P \not\models A}{\neg A}$ (CWA)
- pro SLD-rezoluci: $P \not\models nad(a,c)$, tedy lze podle CWA odvodit $\neg nad(a,c)$
- problém: není rozhodnutelné, zda daná atomická formule je logickým důsledkem daného logického programu.
  - nelze tedy určit, zda pravidlo CWA je aplikovatelné nebo ne
- CWA v logickém programování obecně nepoužitelná.

Negace jako neúspěch (*negation as failure*)

- slabší verze CWA: **definitivně neúspěšný (*finitely failed*) SLD-strom** cíle $:-A$

  $\dfrac{:-A \text{ má definitivně (konečně) neúspěšný SLD-strom}}{\neg A}$ **(*negation as failure*, NF)**
- **normální cíl**: cíl obsahující i negativní literály
  - $:-nad(c,a),\ \neg nad(b,c).$
- rozdíl mezi CWA a NF
  - program $nad(X,Y) :- nad(X,Y)$, cíl $:-\neg nad(b,c)$
  - neexistuje odvození cíle podle NF, protože SLD-strom $:-nad(b,c)$ je nekonečný
  - existuje odvození cíle podle CWA, protože neexistuje vyvrácení $:-nad(b,c)$
- CWA i NF jsou nekorektní: A není logickým důsledkem programu P
- řešení: definovat programy tak, aby jejich důsledkem byly i negativní literály

  zúplnění logického programu

Podstata zúplnění logického programu

- převod všech **if** příkazů v logickém programu na **iff**
  - $nad(X,Y) :- na(X,Y).$

    $nad(X,Y) :- na(X,Z), nad(Z,Y).$
  - lze psát jako: $nad(X,Y) :- (na(X,Y)) \vee (na(X,Z), nad(Z,Y)).$
  - zúplnění: $nad(X,Y) \leftrightarrow (na(X,Y)) \vee (na(X,Z), nad(Z,Y)).$
  - X je nad Y **právě tehdy, když alespoň jedna z podmínek platí**
  - tedy **pokud žádná z podmínek neplatí**, X **není** nad Y
- kombinace klauzulí je možná pouze pokud mají identické hlavy
  - $na(c,b).$

    $na(b,a).$
  - lze psát jako: $na(X_1,X_2) :- X_1 = c, X_2 = b.$

    $na(X_1,X_2) :- X_1 = b, X_2 = a.$
  - zúplnění: $na(X_1,X_2) \leftrightarrow (X_1 = c, X_2 = b) \vee (X_1 = b, X_2 = a).$

Zúplnění programu

- **Zúplnění programu** P je: $\mathrm{comp}(P) := \mathrm{IFF}(P) \cup \mathrm{CET}$
- Základní vlastnosti:
  - $\mathrm{comp(P)} \models \mathrm{P}$
  - do programu je přidána pouze negativní informace
- $\mathbf{IFF(P)}$: spojka $:-$ v $\mathrm{IF(P)}$ je nahrazena spojkou $\leftrightarrow$
- $\mathbf{IF}(P)$: množina všech formulí $\mathbf{IF}(q,P)$

  pro všechny predikátové symboly q v programu P
- Cíl: definovat $\mathbf{IF}(q,P)$
- $def(p/n)$ predikátu p/n je množina všech klauzulí predikátu p/n

$\mathbf{IF}(q,P)$

$na(X_1,X_2) :- \underline{\exists Y(X_1 = c, X_2 = b, f(Y))} \vee (X_1 = b, X_2 = a, g).$

$\underline{na(c,b) :- f(Y).}\quad na(b,a) :- g.$

- q/n predikátový symbol programu P
- $X_1,\dots,X_n$ jsou „nové" proměnné, které se nevyskytují nikde v P
- Nechť C je klauzule ve tvaru

  $q(t_1,\dots,t_n) :- L_1,\dots,L_m$

  kde $m \geq 0$, $t_1,\dots,t_n$ jsou termy a $L_1,\dots,L_m$ jsou literály.

  Pak označme $\mathbf{E}(C)$ výraz $\exists Y_1,\dots,Y_k(X_1 = t_1,\dots,X_n = t_n, L_1,\dots,L_m)$

  kde $Y_1,\dots,Y_k$ jsou všechny proměnné v C.
- Nechť $def(q/n) = \{C_1,\dots,C_j\}$.

  Pak formuli $\mathbf{IF}(q,P)$ získáme následujícím postupem:

  $q(X_1,\dots,X_n) :- \mathbf{E}(C_1) \vee \mathbf{E}(C_2) \vee \cdots \vee \mathbf{E}(C_j)$ pro $j > 0$ a

  $q(X_1,\dots,X_n) :- \Box$ pro $j = 0$ [q/n není v programu P]

Clarkova Teorie Rovnosti (CET)

všechny formule jsou univerzálně kvantifikovány:

1. $X = X$
2. $X = Y \rightarrow Y = X$
3. $X = Y \wedge Y = Z \rightarrow X = Z$
4. pro každý f/m: $X_1 = Y_1 \wedge \cdots \wedge X_m = Y_m \rightarrow f(X_1, \ldots, X_m) = f(Y_1, \ldots, Y_m)$
5. pro každý p/m: $X_1 = Y_1 \wedge \cdots \wedge X_m = Y_m \rightarrow (p(X_1, \ldots, X_m) \rightarrow p(Y_1, \ldots, Y_m))$
6. pro všechny různé f/m a g/n, $(m, n \geq 0)$: $f(X_1, \ldots, X_m) \neq g(Y_1, \ldots, Y_n)$
7. pro každý f/m: $f(X_1, \ldots, X_m) = f(Y_1, \ldots, Y_m) \rightarrow X_1 = Y_1 \wedge \cdots \wedge X_m = Y_m$
8. pro každý term t obsahující X jako vlastní podterm: $t \neq X$

$X \neq Y$ je zkrácený zápis $\neg(X = Y)$

Korektnost a úplnost NF pravidla

- **Korektnost NF pravidla**: Nechť P logický program a $: -A$ cíl.
  Jestliže $: -A$ má definitivně neúspěšný SLD-strom,
  pak $\forall(\neg A)$ je logickým důsledkem $\mathrm{comp}(P)$ (nebo-li $\mathrm{comp}(P) \models \forall(\neg A)$)
- **Úplnost NF pravidla**: Nechť P je logický program. Jestliže $\mathrm{comp}(P) \models \forall(\neg A)$, pak existuje definitivně neúspěšný SLD-strom $: -A$.
  - zůstává problém: není rozhodnutelné, zda daná atomická formule je logickým důsledkem daného logického programu.
  - teorém mluví pouze o **existenci** definitivně neúspěšného SLD-stromu
  - definitivně (konečně) neúspěšný SLD-strom sice existuje, ale nemusíme ho nalézt
    - např. v Prologu: může existovat konečné odvození, ale program přesto cyklí (Prolog nenajde definitivně neúspěšný strom)
- Odvození pomocí NF pouze **test**, nelze **konstruovat** výslednou substituci
  - v $(\mathrm{comp}(P) \models \forall(\neg A))$ je A všeob. kvantifikováno, v $\forall(\neg A)$ nejsou volné proměnné

Normální a stratifikované programy

- **normální program:** obsahuje negativní literály v pravidlech
- problém: existence zúplnění, která nemají žádný model
  - $p : -\neg p.$ zúplnění: $p \leftrightarrow \neg p$
- rozdělení programu na vrstvy
  - vynucují použití negace relace pouze tehdy pokud je relace úplně definovaná
$a.$	$a.$
$a : -\neg b, a.$	$a : -\neg b, a.$
$b.$	$b : -\neg a.$
stratifikovaný	není stratifikovaný
- normální program P je **stratifikovaný**: množina predikátových symbolů programu lze rozdělit do disjunktních množin $S_0, \ldots, S_m$ ($S_i \equiv$ **stratum**)
  - $p(\ldots) : -\ldots, q(\ldots), \ldots \in P$, $p \in S_k \Longrightarrow q \in S_0 \cup \ldots \cup S_k$
  - $p(\ldots) : -\ldots, \neg q(\ldots), \ldots \in P$, $p \in S_k \Longrightarrow q \in S_0 \cup \ldots \cup S_{k-1}$

Stratifikované programy II

- program je m-**stratifikovaný** $\Longleftrightarrow$ m je nejmenší index takový, že $S_0 \cup \ldots \cup S_m$ je množina všech predikátových symbolů z P
- **Věta:** Zúplnění každého stratifikovaného programu má Herbrandův model.
  - $p : -\neg p.$ nemá Herbrandův model
  - $p : -\neg p.$ ale není stratifikovaný
- stratifikované programy nemusí mít **jedinečný** minimální Herbrandův model
  - $cykli : -\neg zastavi.$
  - dva minimální Herbrandovy modely: $\{cykli\}, \{zastavi\}$
  - důsledek toho, že $cykli : -\neg zastavi.$ je ekvivalentní $cykli \vee zastavi$

SLDNF rezoluce: úspěšné odvození

- NF pravidlo: $\dfrac{:-C.\text{ má konečně neúspěšný SLD-strom}}{\neg C}$
- Pokud máme negativní podcíl $\neg C$ v dotazu G, pak hledáme důkaz pro C
- **Pokud odvození C selže (strom pro C je konečně neúspěšný), pak je odvození G (i $\neg C$) celkově úspěšné**

$nahore(X) :- \neg blokovany(X).$
$blokovany(X) :- na(Y,X).$
$na(a,b).$

$:- nahore(c).$
yes

$:- nahore(c).$
$|$
$:- \neg\ blokovany(c).$

$:- blokovany(c).$
$|$
$:- na(Y,c).$
$|$
$FAIL$

⇒ **uspěšné odvození**

SLDNF rezoluce: neúspěšné odvození

- NF pravidlo: $\dfrac{:-C.\text{ má konečně neúspěšný SLD-strom}}{\neg C}$
- Pokud máme negativní podcíl $\neg C$ v dotazu G, pak hledáme důkaz pro C
- **Pokud existuje vyvrácení C s prázdnou substitucí (strom pro C je konečně úspěšný), pak je odvození G (i $\neg C$) celkově neúspěšné**

$nahore(X) :- \neg blokovany(X).$
$blokovany(X) :- na(Y,X).$
$na(\_,\_).$

$:- nahore(X).$
no

$:- nahore(X).$
$|$
$:- \neg\ blokovany(X).$

$:- blokovany(X).$
$|$
$:- na(Y,X).$
$|$
$\square$

⇒ **neúspěšné odvození**

SLDNF rezoluce: uvázlé odvození

- NF pravidlo: $\dfrac{:-C.\text{ má konečně neúspěšný SLD-strom}}{\neg C}$
- Pokud máme negativní podcíl $\neg C$ v dotazu G, pak hledáme důkaz pro C
- **Pokud existuje vyvrácení C s neprázdnou substitucí (strom pro C je konečně úspěšný), pak je odvození G (i $\neg C$) uvázlé**

$nahore(X) :- \neg blokovany(X).$
$blokovany(X) :- na(Y,X).$
$na(a,b).$

$:- nahore(X).$

$:- nahore(X).$
$|$
$:- \neg\ blokovany(X).$

$:- blokovany(X).$
$|$
$:- na(Y,X).$
$|$ $[Y/a,X/b]$
$\square$
$[X/b]$

⇒ **uvázlé odvození**

Cvičení: SLDNF odvození

Napište množinu SLDNF odvození pro uvedený dotaz.

```
:- a(B).

a(X) :- b(X), \+ c(X).
a(X) :- d(X), Y is X+1, \+ c(Y), b(X).

b(1).

c(A) :- d(A).

d(1).
```

SLD$^+$ odvození

- P je normální program, G_0 normální cíl, R selekční pravidlo:
  SLD$^+$-odvození G_0 je buď konečná posloupnost

  $$\langle G_0; C_0 \rangle, \ldots, \langle G_{i-1}; C_{i-1} \rangle, G_i$$

  nebo nekonečná posloupnost

  $$\langle G_0; C_0 \rangle, \langle G_1; C_1 \rangle, \langle G_2; C_2 \rangle, \ldots$$

  kde v každém kroku $m + 1 (m \geq 0)$, R vybírá **pozitivní literál** v G_m a dospívá k G_{m+1} obvyklým způsobem.
- konečné SLD$^+$-odvození může být:
  1. **úspěšné:** $G_i = \Box$
  2. **neúspěšné**
  3. **blokované:** G_i je negativní (např. $\neg A$)

SLDNF rezoluce: pojmy

- **Úroveň cíle**
  - P normální program, G_0 normální cíl, R selekční pravidlo:
    úroveň cíle G_0 se rovná
    - $\mathbf{0} \iff$ žádné SLD$^+$-odvození s pravidlem R není blokováno
    - $\mathbf{k+1} \iff$ maximální úroveň cílů $: -A$,
      které ve tvaru $\neg A$ blokují SLD$^+$-odvození G_0, je k
  - nekonečná úroveň cíle: **blokované SLDNF odvození**
- **Množina SLDNF odvození** = $\{$(SLDNF odvození G_0) $\cup$ (SLDNF odvození $: -A$)$\}$
  - při odvozování G_0 jsme se dostali k cíli $\neg A$
- SLDNF odvození cíle G ?

SLDNF rezoluce

P normální program, G_0 normální cíl, R selekční pravidlo:
množina SLDNF odvození a podmnožina neúspěšných SLDNF odvození cíle G_0 jsou takové nejmenší množiny, že:

- každé **SLD$^+$-odvození** G_0 je SLDNF odvození G_0
- je-li SLD$^+$-odvození $\langle G_0; C_0 \rangle, \ldots, G_i$ **blokováno na** $\neg A$
  - tj. G_i je tvaru $: -\ L_1, \ldots, L_{m-1}, \neg A, L_{m+1}, \ldots, L_n$

  pak
  - **existuje-li SLDNF odvození** $: -A$ (pod R) s prázdnou cílovou substitucí, pak $\langle G_0; C_0 \rangle, \ldots, G_i$ je **neúspěšné SLDNF odvození**
  - je-li **každé úplné SLDNF odvození** $: -A$ **(pod R) neúspěšné** pak $\langle G_0; C_0 \rangle, \ldots, \langle G_i, \epsilon \rangle, (: -\ L_1, \ldots, L_{m-1}, L_{m+1}, \ldots, L_n)$ je **(úspěšné) SLDNF odvození cíle** G_0
    - ϵ označuje prázdnou cílovou substituci

Typy SLDNF odvození

Konečné SLDNF-odvození může být:

1. **úspěšné:** $G_i = \Box$
2. **neúspěšné**
3. **uvázlé (*flounder*):**
   G_i je negativní ($\neg A$) a $: -A$ je úspěšné **s neprázdnou cílovou substitucí**
4. **blokované:** G_i je negativní ($\neg A$) a $: -A$ nemá konečnou úroveň.

Korektnost a úplnost SLDNF odvození

- **korektnost SLDNF-odvození:**
  P normální program, $: -G$ normální cíl a R je selekční pravidlo:
  je-li θ cílová substituce SLDNF-odvození cíle $: -G$, pak
  $G\theta$ je logickým důsledkem comp(P)
  - implementace SLDNF v Prologu není korektní
  - Prolog neřeší uvázlé SLDNF-odvození (neprázdná substituce)
  - použití bezpečných cílů (negace neobsahuje proměnné)
- **úplnost SLDNF-odvození:** SLDNF-odvození **není** úplné
  - pokud existuje konečný neúspěšný strom $: -A$, pak $\neg A$ platí
    ale místo toho se odvozování $: -A$ může zacyklit, tj. SLDNF rezoluce $\neg A$ neodvodí

  $\Rightarrow$ $\neg A$ tedy sice platí, ale SLDNF rezoluce ho nedokáže odvodit

Logické programování
s omezujícími podmínkami
Constraint Logic Programming: CLP

CP: elektronické materiály

- Dechter, R. **Constraint Processing.** Morgan Kaufmann Publishers, 2003.
  - `http://www.ics.uci.edu/~dechter/books/materials.html`
    průsvitky ke knize
- Barták R. **Přednáška Omezující podmínky na MFF UK, Praha**.
  - `http://kti.ms.mff.cuni.cz/~bartak/podminky/index.html`
- **SICStus Prolog User's Manual**. Kapitola o CLP(FD).
  - `http://www.fi.muni.cz/~hanka/sicstus/doc/html/`
- **Příklady v distribuci SICStus Prologu**: cca 60 příkladů, zdrojový kód
  - `lib/sicstus-*/library/clpfd/examples/`

Probírané oblasti

- Obsah
  - úvod: od LP k CLP
  - základy programování
  - základní algoritmy pro řešení problémů s omezujícími podmínkami
- Příbuzné přednášky na FI
  - PA163 Programování s omezujícími podmínkami
    - viz interaktivní osnova IS
  - PA167 Rozvrhování
    - `http://www.fi.muni.cz/~hanka/rozvrhovani`
    - zahrnuty CP techniky pro řešení rozvrhovacích problémů

Omezení (*constraint*)

- Dána
  - množina **(doménových) proměnných** $Y = \{y_1, \dots, y_k\}$
  - **konečná** množina hodnot (**doména**) $D = \{D_1, \dots, D_k\}$

  Omezení c na Y je podmnožina $D_1 \times \dots \times D_k$
  - omezuje hodnoty, kterých mohou proměnné nabývat současně
- Příklad:
  - proměnné: A,B
  - domény: {0,1} pro A {1,2} pro B
  - omezení: A≠B nebo (A,B) ∈ {(0,1),(0,2),(1,2)}
- Omezení c definováno na $y_1, \dots y_k$ je **splněno**, pokud pro $d_1 \in D_1, \dots d_k \in D_k$ platí $(d_1, \dots d_k) \in c$
  - příklad (pokračování): omezení splněno pro $(0,1), (0,2), (1,2)$, není splněno pro $(1,1)$

Problém splňování podmínek (CSP)

- Dána
  - konečná množina **proměnných** $X = \{x_1, \dots, x_n\}$
  - konečná množina hodnot (**doména**) $D = \{D_1, \dots, D_n\}$
  - konečná množina **omezení** $C = \{c_1, \dots, c_m\}$
    - omezení je definováno na podmnožině X

  Problém splňování podmínek je trojice (X, D, C)
  (constraint satisfaction problem)
- Příklad:
  - proměnné: A,B,C
  - domény: {0,1} pro A {1,2} pro B {0,2} pro C
  - omezení: A≠B, B≠C

Řešení CSP

- **Částečné ohodnocení proměnných** $(d_1, \dots, d_k), k < n$
  - některé proměnné mají přiřazenu hodnotu
- **Úplné ohodnocení proměnných** $(d_1, \dots, d_n)$
  - všechny proměnné mají přiřazenu hodnotu
- **Řešení CSP**
  - úplné ohodnocení proměnných, které splňuje všechna omezení
  - $(d_1, \dots, d_n) \in D_1 \times \dots \times D_n$ je **řešení** (X, D, C)
    - pro každé $c_i \in C$ na $x_{i_1}, \dots x_{i_k}$ platí $(d_{i_1}, \dots d_{i_k}) \in c_i$
- Hledáme: jedno nebo
  všechna řešení nebo
  optimální řešení (vzhledem k objektivní funkci)

Příklad: jednoduchý školní rozvrh

učitel	min	max
Jan	3	6
Petr	3	4
Anna	2	5
Ota	2	4
Eva	3	4
Marie	1	6

- **proměnné:** `Jan, Petr, ...`
- **domény:** $\{3,4,5,6\}, \{3,4\}, \dots$
- **omezení:** `all_distinct([Jan,Petr,...])`
- **částečné ohodnocení:** `Jan=6, Anna=5, Marie=1`
- **úplné ohodnocení:**
  `Jan=6, Petr=3, Anna=5, Ota=2, Eva=4,` **Marie=6**
- **řešení CSP:**
  `Jan=6, Petr=3, Anna=5, Ota=2, Eva=4, Marie=1`
- **všechna řešení:** ještě `Jan=6,` **Petr=4,** `Anna=5, Ota=2,` **Eva=3,** `Marie=1`
- optimálizace: ženy učí co nejdříve
  `Anna+Eva+Marie #= Cena` minimalizace hodnoty proměnné Cena
  optimální řešení: `Jan=6,` **Petr=4,** `Anna=5, Ota=2,` **Eva=3,** `Marie=1`

CLP(FD) program

- Základní struktura **CLP programu**
  1. definice proměnných a jejich domén
  2. definice omezení
  3. hledání řešení
- (1) a (2) deklarativní část
  - **modelování** problému
  - vyjádření problému splňování podmínek
- (3) řídící část
  - **prohledávání** stavového prostoru řešení
  - procedura pro hledání řešení (enumeraci) se nazývá **labeling**
  - umožní nalézt jedno, všechna nebo optimální řešení

Kód CLP(FD) programu

```
% základní struktura CLP programu
solve( Variables ) :-
     declare_variables( Variables ),        domain([Jan],3,6], ...
     post_constraints( Variables ),         all_distinct([Jan,Petr,...])
     labeling( Variables ).

% triviální labeling
labeling( [] ).
labeling( [Var|Rest]  ) :-
     fd_min(Var,Min),                       % výběr nejmenší hodnoty z domény
     ( Var#=Min, labeling( Rest )
     ;
       Var#>Min , labeling( [Var|Rest] )
     ).
```


Příklad: algebrogram

- Přiřaďte cifry 0, . . . 9 písmenům S, E, N, D, M, O, R, Y tak, aby platilo:
  - SEND + MORE = MONEY
  - různá písmena mají přiřazena různé cifry
  - S a M nejsou 0
- `domain([E,N,D,O,R,Y], 0, 9), domain([S,M],1,9)`
-

```
              1000*S + 100*E + 10*N + D
+             1000*M + 100*O + 10*R + E
#=  10000*M + 1000*O + 100*N + 10*E + Y
```

- `all_distinct( [S,E,N,D,M,O,R,Y] )`
- `labeling( [S,E,N,D,M,O,R,Y] )`

Od LP k CLP I.

- CLP: rozšíření logického programování o omezující podmínky
- CLP systémy se liší podle typu domény
  - **CLP($\mathcal{A}$)** generický jazyk
  - **CLP(FD)** domény proměnných jsou konečné *(Finite Domains)*
  - **CLP($\mathbb{R}$)** doménou proměnných je množina reálných čísel
- Cíl
  - využít syntaktické a výrazové přednosti LP
  - dosáhnout větší efektivity
- **Unifikace v LP je nahrazena splňováním podmínek**
  - unifikace se chápe jako **jedna z** podmínek
  - `A = B`
  - `A #< B`, `A in 0..9`, `domain([A,B],0,9)`, `all_distinct([A,B,C])`

Od LP k CLP II.

- Pro řešení podmínek se používají **konzistenční techniky**
  - ***consistency techniques*, propagace omezení *(constraint propagation)***
  - omezení: `A in 0..2, B in 0..2, B #< A`
    domény po propagaci omezení `B #< A`: `A in 1..2, B in 0..1`
- Podmínky jsou deterministicky vyhodnoceny v okamžiku volání podmínky
- **Prohledávání doplněno konzistenčními technikami**
  - `A in 1..2, B in 0..1, B #< A`
  - po provedení `A #= 1` se z `B #< A` se odvodí: `B #= 0`
- **Podmínky jako výstup**
  - kompaktní reprezentace nekonečného počtu řešení, výstup lze použít jako vstup
  - dotaz: `A in 0..2, B in 0..2, B #< A`
    výstup: `A in 1..2, B in 0..1, B #< A`

Syntaxe CLP

- Výběr jazyka omezení
- CLP klauzule
  jako LP klauzule, ale její tělo může obsahovat omezení daného jazyka

```
p(X,Y) :- X #< Y+1, q(X), r(X,Y,Z).
```

- Rezoluční krok v LP
  - kontrola existence nejobecnějšího unifikátoru (MGU) mezi cílem a hlavou
- Krok odvození v CLP také zahrnuje
  - kontrola konzistence aktuální množiny omezení s omezeními v těle klauzule

⇒ Vyvolání dvou řešičů: unifikace + řešič omezení

Operační sémantika CLP

- CLP výpočet cíle G
  - $Store$ množina aktivních omezení ≡ **prostor omezení *(constraint store)***
  - inicializace $Store = \emptyset$
  - seznamy cílů v G prováděny v obvyklém pořadí
  - pokud narazíme na cíl s omezením c: $NewStore = Store \cup \{c\}$
  - snažíme se splnit c vyvoláním jeho řešiče
    - při neúspěchu se vyvolá backtracking
    - při úspěchu se podmínky v $NewStore$ zjednoduší propagací omezení
  - zbývající cíle jsou prováděny s upraveným $NewStore$
- CLP výpočet cíle G je úspěšný, pokud se dostaneme z iniciálního stavu $\langle G, \emptyset \rangle$ do stavu $\langle G', Store \rangle$, kde G' je prázdný cíl a $Store$ je splnitelná.

CLP(FD) v SICStus Prologu

Systémy a jazyky pro CP

- **IBM ILOG CP** 1987
  - omezující podmínky v C++, Jave nebo generickém modelovacím jazyku OPL
  - implementace podmínek založena na objektově orientovaném programování
  - špičkový komerční sw, vznikl ve Francii, nedávno zakoupen IBM
  - nyní nově volně dostupný pro akademické použití
- **Swedish Institute of Computer Science: SICStus Prolog** 1985
  - silná CLP(FD) knihovna, komerční i akademické použití
- **IC-PARC, Imperial College London, Cisco Systems: ECL^{i}PS^e** 1984
  - široké možnosti kooperace mezi různými řešičemi: konečné domény, reálná čísla, `repair`
  - od 2004 vlastní Cisco Systems volně dostupné pro akademické použití, rozvoj na IC-PARC, platformy: Windows, Linux, Solaris
- Mnoho dalších systémů: Choco, Gecode, Minion, Oz, SWI Prolog, ...

CLP(FD) v SICStus Prologu

- Vestavěné predikáty jsou dostupné v separátním modulu (knihovně)
  `:- use_module(library(clpfd)).`
- Obecné principy platné všude nicméně standarty jsou nedostatečné
  - stejné/podobné vestavěné predikáty existují i jinde
  - CLP knihovny v SWI Prologu i ECLiPSe se liší

Příslušnost k doméně: `Range` termy

- `?- domain( [A,B], 1,3).` `domain( +Variables, +Min, +Max)`
  ```
  A in 1..3
  B in 1..3
  ```
- `?- A in 1..8, A #\= 4.` `?X in +Min..+Max`
  `A in (1..3) \/ (5..8)`
- Doména reprezentována jako posloupnost intervalů celých čísel
- `?- A in (1..3) \/ (8..15) \/ (5..9) \/ {100}.` `?X in +Range`
  `A in (1..3) \/ (5..15) \/ {100}`
- Zjištění domény Range proměnné `Var`: `fd_dom(?Var,?Range)`
  - `A in 1..8, A #\= 4, fd_dom(A,Range).` `Range=(1..3) \/ (5..8)`
  - `A in 2..10, fd_dom(A,(1..3) \/ (5..8)).` `no`
- Range term: reprezentace nezávislá na implementaci

Příslušnost k doméně: `FDSet` termy

- `FDSet` term: reprezentace závislá na implementaci
- `?- A in 1..8, A #\= 4, fd_set(A,FDSet).` `fd_set(?Var,?FDSet)`
  ```
  A in (1..3) \/ (5..8)
  FDSet = [[1|3],[5|8]]
  ```
- `?- A in 1..8,A #\= 4, fd_set(A,FDSet),B in_set FDSet.` `?X in_set +FDSet`
  ```
  A in (1..3) \/  (5..8)
  FDSet = [[1|3],[5|8]]
  B in (1..3) \/  (5..8)
  ```
- FDSet termy představují nízko-úrovňovou implementaci
- FDSet termy nedoporučeny v programech
  - používat pouze predikáty pro manipulaci s nimi
  - omezit použití `A in_set [[1|2],[6|9]]`
- Range termy preferovány

Další fd_... predikáty

- `fdset_to_list(+FDset, -List)` vrací do seznamu prvky FDset
- `list_to_fdset(+List, -FDset)` vrací FDset odpovídající seznamu
- `fd_var(?Var)` je `Var` doménová proměnná?
- `fd_min(?Var,?Min)` nejmenší hodnota v doméně
- `fd_max(?Var,?Max)` největší hodnota v doméně
- `fd_size(?Var,?Size)` velikost domény
- `fd_degree(?Var,?Degree)` počet navázaných omezení na proměnné
  - mění se během výpočtu: pouze aktivní omezení, i odvozená aktivní omezení

Aritmetická omezení

- `Expr RelOp Expr` `RelOp -> #= | #\= | #< | #=< | #> | #>=`
  - `A + B #=< 3, A #\= (C - 4) * ( D - 5), A/2 #= 4`
  - POZOR: neplést #=< a #>= s operátory pro implikaci: #<= #=>
- `sum(Variables,RelOp,Suma)`
  - `domain([A,B,C,F],1,3), sum([A,B,C],#= ,F)`
  - `Variables` i `Suma` musí být doménové proměnné nebo celá čísla
- `scalar_product(Coeffs,Variables,RelOp,ScalarProduct)`
  - `domain([A,B,C,F],1,6), scalar_product( [1,2,3],[A,B,C],#= ,F)`
  - `Variables` i `Value` musí být doménové proměnné nebo celá čísla, `Coeffs` jsou celá čísla
  - POZOR na pořadí argumentů, nejprve jsou celočíselné koeficienty, pak dom. proměnné
  - `scalar_product(Coeffs, Variables, #= , Value, [consistency(domain)])`
    - silnější typ konzistence
    - POZOR: domény musí mít konečné hranice

Základní globální omezení

- `all_distinct(List)`
  - všechny proměnné různé
- `cumulative(...)`
  - disjunktivní a kumulativní rozvrhování
- `cumulatives(...)`
  - kumulativní rozvrhování na více zdrojů

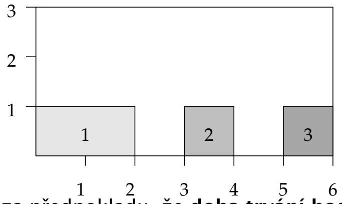
Všechny proměnné různé

- `all_distinct(Variables)`, `all_different(Variables)`
- Proměnné v seznamu `Variables` jsou různé
- `all_distinct` a `all_different` se liší úrovní propagace
  - `all_distinct` má úplnou propagaci
  - `all_different` má slabší (neúplnou) propagaci
- Příklad: učitelé musí učit v různé hodiny
  - `all_distinct([Jan,Petr,Anna,Ota,Eva,Marie])`
    `Jan = 6, Ota = 2, Anna = 5,`
    `Marie = 1, Petr in 3..4, Eva in 3..4`
  - `all_different([Jan,Petr,Anna,Ota,Eva,Marie])`
    `Jan in 3..6, Petr in 3..4, Anna in 2..5,`
    `Ota in 2..4, Eva in 3..4, Marie in 1..6`

učitel	min	max
Jan	3	6
Petr	3	4
Anna	2	5
Ota	2	4
Eva	3	4
Marie	1	6

Disjunktivní rozvrhování (unární zdroj)

- `cumulative([task(Start, Duration, End, 1, Id) | Tasks])`
- Rozvržení úloh zadaných startovním a koncovým časem (`Start`,`End`), dobou trvání (nezáporné `Duration`) a identifikátorem (`Id`) tak, aby se nepřekrývaly
  - příklad s konstantami: `cumulative([task(0,2,2,1,1), task(3,1,4,1,2), task(5,1,6,1,3)])`



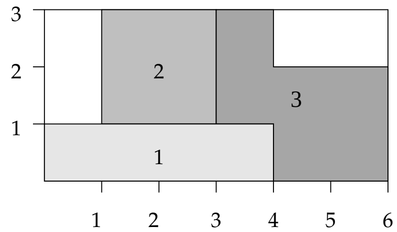
  - příklad: vytvoření rozvrhu, za předpokladu, že **doba trvání hodin není stejná**

```
JanE#= Jan+3, PetrE#= Petr+1, AnnaE#= Anna+2, ...
cumulative(task(Jan,3,JanE,1,1),task(Petr,1,PetrE,1,2),task(Anna,2,AnnaE,1,
  task(Ota,2,OtaE,1,4),task(Eva,2,EvaE,1,5),task(Marie,3,MarieE,1,6)])
```


Kumulativní rozvrhování

- `cumulative([task(Start,Duration,End,Demand,TaskId) | Tasks],`
  `[limit(Limit)])`
- Rozvržení úloh zadaných startovním a koncovým časem (`Start`,`End`), dobou trvání (nezáporné `Duration`), požadovanou kapacitou zdroje (`Demand`) a identifikátorem (`Id`) tak, aby se nepřekrývaly a aby celková kapacita zdroje nikdy nepřekročila `Limit`
- Příklad s konstantami:

`cumulative([task(0,4,4,1,1),task(1,2,3,2,2),task(3,3,6,2,3),task(4,2,6,1,4)],[limit(3)])`



Kumulativní rozvrhování s více zdroji

- Rozvržení úloh tak, aby se nepřekrývaly a daná kapacita zdrojů nebyla překročena (limit zdroje chápán jako horní mez – `bound(upper)`)
- `cumulatives([task(Start,Duration,End,Demand,MachineId)|Tasks],`
  `[machine(Id,Limit)|Machines],[bound(upper)])`
- Úlohy zadány startovním a koncovým časem (`Start`,`End`), dobou trvání (nezáporné `Duration`), požadovanou kapacitou zdroje (`Demand`) a požadovaným typem zdroje (`MachineId`)
- Zdroje zadány identifikátorem (`Id`) a kapacitou (`Limit`)
- Příklad:

```
?- domain([B,C],1,2),
   cumulatives([task(0,4,4,1,1),task(3,1,4,1,B), task(5,1,6,1,C)],
               [machine(1,1),machine(2,1)],
               [bound(upper)]).                   C in 1..2, B=2
```


Příklad: kumulativní rozvrhování

- Vytvořte rozvrh pro následující úlohy, tak aby nebyla překročena kapacita 13 zdroje, a **minimalizujte** celkovou dobu trvání

úloha	doba trvání	kapacita
t1	16	2
t2	6	9
t3	13	3
t4	7	7
t5	5	10
t6	18	1
t7	4	11

Řešení: kumulativní rozvrhování

```
| ?-  schedule(13, [16,6,13,7,5,18,4], [2,9,3,7,10,1,11], 69, Ss, End).
Ss = [0,16,9,9,4,4,0], End = 22 ?

schedule(Limit, Ds, Rs, MaxCas, Ss, End) :-
    domain(Ss, 0, MaxCas), End in 0..MaxCas,
    vytvor_ulohy(Ss,Ds,Rs,1,Tasks),
    cumulative(Tasks, [limit(Limit)]),
    after(Ss, Ds, End),     % koncový čas
    append(Ss, [End], Vars),
    labeling([minimize(End)],Vars).

vytvor_ulohy([],[],[],_Id,[]).
vytvor_ulohy([S|Ss], [D|Ds], [R|Rs], Id, [task(S,D,E,R,Id)|Tasks]):-
      NewId is Id+1,
      E #= S+D,
      vytvor_ulohy(Ss,Ds,Rs, NewId,Tasks).

after([], [], _).
after([S|Ss], [D|Ds], End) :- E #>= S+D, after(Ss, Ds, End).
```


Vestavěné predikáty pro labeling

- Instanciace proměnné `Variable` hodnotami v její doméně

  `indomain( Variable )`

  hodnoty jsou instanciovány při backtrackingu ve vzrůstajícím pořadí

```
?- X in 4..5, indomain(X).
   X = 4 ? ;
   X = 5 ?

labeling( [] ).
labeling( [Var|Rest]  ) :-     % výběr nejlevější proměnné k instanciaci
     indomain( Var ),          % výběr hodnot ve vzrůstajícím pořadí
     labeling( Rest ).
```

- `labeling( Options, Variables )`

```
?- A in 0..2, B in 0..2, B#< A, labeling([], [A,B]).
```


Uspořádání hodnot a proměnných

- Při prohledávání je rozhodující **uspořádání hodnot a proměnných**
- Určují je **heuristiky výběru hodnot a výběru proměnných**

```
labeling( [] ).
labeling( Variables  ) :-
     select_variable(Variables,Var,Rest),
     select_value(Var,Value),
     ( Var #= Value,
       labeling( Rest )
     ;
       Var #\= Value ,          % nemusí dojít k instanciaci  Var
       labeling( Variables )   % proto pokračujeme se všemi proměnnými včetně  Var
     ).
```

- **Statické uspořádání:** určeno už před prohledáváním
- **Dynamické uspořádání:** počítá se během prohledávání

Výběr hodnoty

- Obecný princip výběru hodnoty: **první úspěch *(succeed first)***
  - volíme pořadí tak, abychom výběr nemuseli opakovat
  - `?- domain([A,B,C],1,2), A#=B+C.` optimální výběr A=2,B=1,C=1 je bez backtrackingu
- Parametry `labeling/2` ovlivňující výběr hodnoty   př. `labeling([down], Vars)`
  - up: doména procházena ve vzrůstajícím pořadí (default)
  - down: doména procházena v klesajícím pořadí
- Parametry `labeling/2` řídící, jak je výběr hodnoty realizován
  - `step`: volba mezi `X #= M, X #\= M` (default)
    - viz dřívější příklad u "Uspořádání hodnot a proměnných"
  - `enum`: vícenásobná volba mezi všemi hodnotami v doméně
    - podobně jako při `indomain/1`

Výběr proměnné

- Obecný princip výběru proměnné: ***first-fail***
  - výběr proměnné, pro kterou je nejobtížnější nalézt správnou hodnotu
    pozdější výběr hodnoty pro tuto proměnnou by snadněji vedl k failu
  - vybereme proměnnou **s nejmenší doménou**
  - `?- domain([A,B,C],1,3), A#<3, A#=B+C.` nejlépe je začít s výběrem A
- Parametry `labeling/2` ovlivňující výběr proměnné
  - `leftmost`: nejlevější (default)
  - `ff`: s (1) nejmenší velikostí domény `fd_size(Var,Size)`
    (2) (pokud s nejmenší velikostí domény více, tak) nejlevější z nich
  - `ffc`: s (1) nejmenší velikostí domény
    (2) největším množstvím omezením „čekajících" na proměnné `fd_degree(Var,Size)`
    (3) nejlevější z nich
  - `min`/`max`: s (1) nejmenší/největší hodnotou v doméně proměnné
    (2) nejlevnější z nich `fd_min(Var,Min)`/`fd_max(Var,Max)`

Hledání optimálního řešení (předpokládejme minimalizaci)

- Parametry `labeling/2` pro optimalizaci: `minimize(F)`/`maximize(F)`
  - `Cena #= A+B+C, labeling([minimize(Cena)], [A,B,C])`
- **Metoda větví a mezí *(branch&bound)***
  - algoritmus, který implementuje proceduru pro minimalizaci (duálně pro maximalizaci)
  - uvažujeme nejhorší možnou cenu řešení UB (např. cena už nalezeného řešení)
  - počítáme dolní odhad LB ceny částečného řešení
    LB je tedy nejlepší možná cena pro rozšíření tohoto řešení
  - procházíme strom a vyžadujeme, aby prozkoumávaná větev měla cenu $LB < UB$
    pokud je $LB \geq UB$, tak víme, že v této větvi není lepší řešení a odřízneme ji
    - přidává se tedy inkrementálně omezení LB#<UB pro snižující se UB tak, jak nalézáme kvalitnější řešení

Opakování: kumulativní rozvrhování

- Vytvořte rozvrh pro následující úlohy, tak aby nebyla překročena kapacita 13 zdroje, a **minimalizujte** celkovou dobu trvání

úloha	doba trvání	kapacita
t1	16	2
t2	6	9
t3	13	3
t4	7	7
t5	5	10
t6	18	1
t7	4	11

Řešení: kumulativní rozvrhování

```
| ?-  schedule(13, [16,6,13,7,5,18,4], [2,9,3,7,10,1,11], 69, Ss, End).
Ss = [0,16,9,9,4,4,0], End = 22 ?

schedule(Limit, Ds, Rs, MaxCas, Ss, End) :-
    domain(Ss, 0, MaxCas), End in 0..MaxCas,
    vytvor_ulohy(Ss,Ds,Rs,1,Tasks),
    cumulative(Tasks, [limit(Limit)]),
    after(Ss, Ds, End),      % koncový čas
    append(Ss, [End], Vars),
    labeling([minimize(End)],Vars).

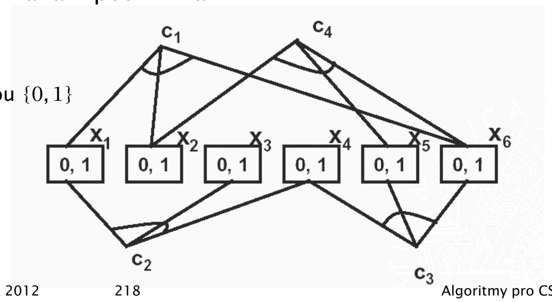
vytvor_ulohy([],[],[],_Id,[]).
vytvor_ulohy([S|Ss], [D|Ds], [R|Rs], Id, [task(S,D,E,R,Id)|Tasks]):-
      NewId is Id+1,
      E #= S+D,
      vytvor_ulohy(Ss,Ds,Rs, NewId,Tasks).

after([], [], _).
after([S|Ss], [D|Ds], End) :- E #>= S+D, after(Ss, Ds, End).
```

Algoritmy pro řešení problému splňování podmínek (CSP)

Grafová reprezentace CSP

- **Reprezentace podmínek**
  - intenzionální (matematická/logická formule)
  - extenzionální (výčet k-tic kompatibilních hodnot, 0-1 matice)
- **Graf:** vrcholy, hrany (hrana spojuje dva vrcholy)
- **Hypergraf:** vrcholy, hrany (hrana spojuje množinu vrcholů)
- Reprezentace CSP pomocí **hypergrafu podmínek**
  - vrchol = proměnná, hyperhrana = podmínka
- Příklad
  - proměnné $x_1, \ldots, x_6$ s doménou $\{0, 1\}$
  - omezení $c_1 : x_1 + x_2 + x_6 = 1$
    $c_2 : x_1 - x_3 + x_4 = 1$
    $c_3 : x_4 + x_5 - x_6 > 0$
    $c_4 : x_2 + x_5 - x_6 = 0$

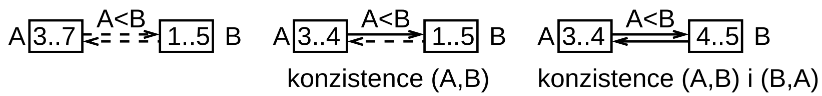


Binární CSP

- **Binární CSP**
  - CSP, ve kterém jsou pouze binární podmínky
  - unární podmínky zakódovány do domény proměnné
- **Graf podmínek** pro binární CSP
  - není nutné uvažovat hypergraf, stačí graf (podmínka spojuje pouze dva vrcholy)
- **Každý CSP lze transformovat na "korespondující" binární CSP**
- Výhody a nevýhody binarizace
  - získáváme unifikovaný tvar CSP problému, řada algoritmů navržena pro binární CSP
  - bohužel ale značné zvětšení velikosti problému
- Nebinární podmínky
  - složitější propagační algoritmy
  - lze využít jejich sémantiky pro lepší propagaci
    - příklad: `all_different` vs. množina binárních nerovností

Vrcholová a hranová konzistence

- **Vrcholová konzistence *(node consistency)* NC**
  - každá hodnota z aktuální domény V_i proměnné splňuje všechny unární podmínky s proměnnou V_i
- **Hranová konzistence *(arc consistency)* AC** pro **binární CSP**
  - **hrana** (V_i, V_j) **je hranově konzistentní**, právě když
    pro každou hodnotu x z aktuální domény D_i existuje hodnota y tak, že ohodnocení $[V_i = x, V_j = y]$ splňuje všechny binární podmínky nad V_i, V_j.
  - hranová konzistence je **směrová**
    - konzistence hrany (V_i, V_j) nezaručuje konzistenci hrany (V_j, V_i)



  - **CSP** je **hranově konzistentní**, právě když
    jsou všechny jeho hrany (v obou směrech) hranově konzistentní

Algoritmus revize hrany

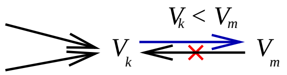
- Jak udělat hranu (V_i, V_j) hranově konzistentní?
- Z domény D_i vyřadím takové hodnoty x, které nejsou konzistentní s aktuální doménou D_j (pro x neexistuje žádá hodnoty y v D_j tak, aby ohodnocení $V_i = x$ a $V_j = y$ splňovalo všechny binární podmínky mezi V_i a V_j)
- procedure revise$((i,j))$

```
Deleted := false
for ∀x in Dᵢ do
    if neexistuje y ∈ Dⱼ takové, že (x,y) je konzistentní
    then Dᵢ := Dᵢ − {x}
         Deleted := true
    end if
return Deleted
end revise
```

- domain([V_1,V_2],2,4), V_1#< V_2 revise((1,2)) smaže 4 z D_1,D_2 se nezmění

Dosažení hranové konzistence problému

- Jak udělat CSP hranově konzistentní?
  - revize je potřeba opakovat, dokud se mění doména nějaké proměnné
  - efektivnější: opakování revizí můžeme dělat pomocí **fronty**
    - přidáváme do ní hrany, jejichž konzistence mohla být narušena zmenšením domény
- Jaké hrany přesně revidovat po zmenšení domény?
  - ty, jejichž konzistence může být zmenšením domény proměnné narušena jsou to hrany (i,k), které vedou do proměnné V_k se zmenšenou doménou



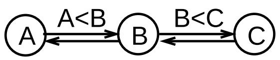
  - hranu (m,k) vedoucí z proměnné V_m, která zmenšení domény způsobila, není třeba revidovat (změna se jí nedotkne)

Algoritmus AC-3

- procedure AC-3(G)

```
Q := {(i,j) | (i,j) ∈ hrany(G), i ≠ j}     % seznam hran pro revizi
while Q non empty do
     vyber a smaž (k,m) z Q
     if revise((k,m)) then                    % pridani pouze hran, ktere
        Q := Q ∪ {(i,k) ∈ hrany(G), i ≠ k, i ≠ m}   % dosud nejsou ve fronte
end while
end AC-3
```

- Příklad:



A<B, B<C: ($\underline{3..7}$,1..5,1..5) $\xrightarrow{AB}$ (3..4,$\underline{1..5}$,1..5) $\xrightarrow{BA}$
(3..4,$\underline{4..5}$,1..5) $\xrightarrow{BC}$ (3..4,4,$\underline{1..5}$) $\xrightarrow{CB}$ ($\underline{3..4}$,4,5)
$\xrightarrow{AB}$ (3,4,5)

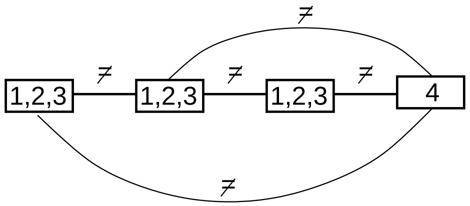
- Technika AC-3 je dnes asi nejpoužívánější, ale stále není optimální
- Jaké budou domény A,B,C po AC-3 pro: domain([A,B,C],1,10), A #= B + 1, C #< B

Je hranová konzistence dostatečná?

- Použitím AC odstraníme mnoho nekompatibilních hodnot
  - Dostaneme potom řešení problému? NE
  - Víme alespoň zda řešení existuje? NE
- domain([X,Y,Z],1,2), X#\= Y, Y#\= Z, Z#\= X
  - hranově konzistentní
  - nemá žádné řešení
- Jaký je tedy význam AC?
  - někdy dá řešení přímo
    - nějaká doména se vyprázdní ⇒ řešení neexistuje
    - všechny domény jsou jednoprvkové ⇒ máme řešení
  - v obecném případě se alespoň zmenší prohledávaný prostor

k-konzistence

- Mají NC a AC něco společného?
  - NC: konzistence jedné proměnné
  - AC: konzistence dvou proměnných
  - . . . můžeme pokračovat
- CSP je **k-konzistentní** právě tehdy, když můžeme libovolné konzistentní ohodnocení (k-1) různých proměnných rozšířit do libovolné k-té proměnné



4-konzistentní graf

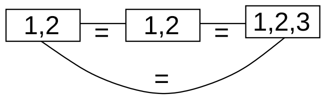
- Pro obecné CSP, tedy i pro nebinární podmínky

Silná k-konzistence

3-konzistentní graf

$(1,1)$ lze rozšířit na $(1,1,1)$

$(2,2)$ lze rozšířit na $(2,2,2)$



není 2-konzistentní

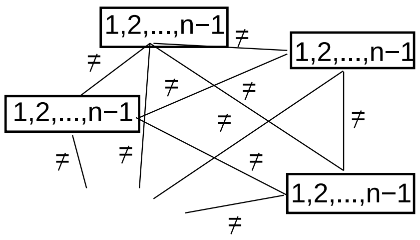
(3) nelze rozšířit

$(1,3)$ ani $(2,3)$ nejsou konzistentní dvojice (nerozšiřujeme je)

- CSP je **silně k-konzistentní** právě tehdy, když je j-konzistentní pro každé j≤k
- Silná k-konzistence ⇒ k-konzistence
- Silná k-konzistence ⇒ j-konzistence $\forall j \leq k$
- k-konzistence $\not\Rightarrow$ silná k-konzistence
- NC = silná 1-konzistence = 1-konzistence
- AC = (silná) 2-konzistence

Konzistence pro nalezení řešení

- Máme-li graf s n vrcholy, jak silnou konzistenci potřebujeme, abychom přímo našli řešení?
  - silná n-konzistence je nutná pro graf s n vrcholy
    - n-konzistence nestačí (viz předchozí příklad)
    - silná k-konzistence pro k<n také nestačí



graf s n vrcholy

domény 1..(n-1)

silně k-konzistentní pro každé k<n

přesto nemá řešení

Řešení nebinárních podmínek

- k-konzistence má exponenciální složitost, v reálu se nepoužívá
- S n-árními podmínkami se pracuje přímo
- Podmínka je **obecně hranově konzistentní (GAC)**, právě když pro každou proměnnou V_i z této podmínky a každou hodnou $x \in D_i$ existuje ohodnocení zbylých proměnných v podmínce tak, že podmínka platí
  - `A + B #= C, A in 1..3, B in 2..4, C in 3..7` je obecně hranově konzistentní
- Využívá se sémantika podmínek
  - speciální typy konzistence pro globální omezení
    - viz `all_distinct`
  - konzistence mezí
    - propagace pouze při změně nejmenší a největší hodnoty v doméně proměnné
- Pro různé podmínky lze použít různý druh konzistence
  - A#<B: hranová konzistence, konzistence mezí

Konzistenční algoritmus pro nebinární podmínky

- Algoritmus s **frontou proměnných** (někdy též nazýván AC-8)
  - opakovaně se provádí revize podmínek, dokud se mění domény

```
procedure Nonbinary-AC-3-with-Variables((V,D,C))
Q := V
while Q non empty do
      vyber a smaž Vj ∈Q
      for ∀C takové, že Vj ∈ scope(C) do
          W := revise(Vj,C)
             // W je množina proměnných jejichž, doména se změnila
          if ∃ Vi ∈ W taková, že Di = ∅ then return fail
          Q := Q ∪ {W}
end  Non-binary-consistency
```

  - **rozsah omezení** $scope(C)$: množina proměnných, na nichž je C definováno
- Implementace: u každé proměnné je seznam **vybraných podmínek** pro propagaci, REVISE procedury pro tyto podmínky definuje uživatel v závislosti na typu podmínky

Konzistence mezí

- ***Bounds consistency*** **BC**: slabší než obecná hranová konzistence
  - podmínka má **konzistentní meze (BC)**, právě když pro každou proměnnou V_j z této podmínky a každou hodnou $x \in D_j$ existuje ohodnocení zbylých proměnných v podmínce tak, že je podmínka splněna a pro vybrané ohodnocení y_i proměnné V_i platí $\min(D_i) \leq y_i \leq \max(D_i)$
  - stačí propagace pouze při **změně minimální nebo maximální hodnoty (při změně mezí)** v doméně proměnné
- **Konzistence mezí pro nerovnice**
  - `A #> B => min(A) = min(B)+1, max(B) = max(A)-1`
  - příklad: `A in 4..10, B in 6..18, A #> B`
    `min(A) = 6+1 ⇒ A in 7..10`
    `max(B) = 10-1 ⇒ B in 6..9`
  - podobně: `A #< B`, `A #>= B`, `A #=< B`

Konzistence mezí a aritmetická omezení

- `A #= B + C => min(A) = min(B)+min(C), max(A) = max(B)+max(C)`
  `min(B) = min(A)-max(C), max(B) = max(A)-min(C)`
  `min(C) = min(A)-max(B), max(C) = max(A)-min(B)`
  - změna `min(A)` vyvolá pouze změnu `min(B)` a `min(C)`
  - změna `max(A)` vyvolá pouze změnu `max(B)` a `max(C), ...`
- Příklad: `A in 1..10, B in 1..10, A #= B + 2, A #> 5, A #\= 8`

`A #= B + 2 ⇒ min(A)=1+2, max(A)=10+2 ⇒ A in 3..10`
`⇒ min(B)=1-2, max(B)=10-2 ⇒ B in 1..8`
`A #> 5 ⇒ min(A)=6 ⇒ A in 6..10`
`⇒ min(B)=6-2 ⇒ B in 4..8` (nové vyvolání `A #= B + 2`)
`A #\= 8 ⇒ A in (6..7) \/ (9..10)` (meze stejné, k propagaci `A #= B + 2` nedojde)

- Vyzkoušejte si: `A #= B - C, A #>= B + C`

Globální podmínky

- Propagace je lokální
  - pracuje se s jednotlivými podmínkami
  - interakce mezi podmínkami je pouze přes domény proměnných
- Jak dosáhnout více, když je silnější propagace drahá?
- Seskupíme několik podmínek do jedné tzv. **globální podmínky**
- Propagaci přes globální podmínku řešíme speciálním algoritmem navrženým pro danou podmínku
- Příklady:
  - `all_different` omezení: hodnoty všech proměnných různé
  - `serialized` omezení:
    rozvržení úloh zadaných startovním časem a dobou trvání tak, aby se nepřekrývaly

Propagace pro `all_distinct`

učitel	min	max
Jan	3	6
Petr	**3**	**4**
Anna	2	5
Ota	**2**	**4**
Eva	**3**	**4**
Marie	1	6

- **U = {X2, X4, X5}, dom(U) = {2, 3, 4}**:

  `{2,3,4}` nelze pro `X1, X3, X6`

  `X1 in 5..6, X3 = 5, X6 in {1} \/ (5..6)`
- **Konzistence:** $\forall \{X_1,\dots,X_k\} \subset V : card\{D_1 \cup \dots \cup D_k\} \geq k$
  stačí hledat **Hallův interval** I: velikost intervalu I je rovna
  počtu proměnných, jejichž doména je v I
- **Inferenční pravidlo**
  - $U = \{X_1,\dots,X_k\}$, $dom(U) = \{D_1 \cup \dots \cup D_k\}$
  - $card(U) = card(dom(U)) \Rightarrow \forall v \in dom(U), \forall X \in (V - U), X \neq v$
  - hodnoty v Hallově intervalu jsou pro ostatní proměnné nedostupné
- **Složitost**: $O(2^n)$ – hledání všech podmnožin množiny n proměnných (naivní)

  $O(n \log n)$ – kontrola hraničních bodů Hallových intervalů (1998)

Prohledávání + konzistence

- Splňování podmínek **prohledáváním** prostoru řešení
  - podmínky jsou užívány pasivně jako test
  - přiřazuji hodnoty proměnných a zkouším co se stane
  - vestavěný prohledávací algoritmus Prologu: **backtracking**, triviální: **generuj & testuj**
  - úplná metoda (nalezneme řešení nebo dokážeme jeho neexistenci)
  - zbytečně pomalé (exponenciální): procházím i „evidentně" špatná ohodnocení
- **Konzistenční (propagační) techniky**
  - umožňují odstranění nekonzistentních hodnot z domény proměnných
  - neúplná metoda (v doméně zůstanou ještě nekonzistentní hodnoty)
  - relativně rychlé (polynomiální)
- Používá se **kombinace obou metod**
  - postupné přiřazování hodnot proměnným
  - po přiřazení hodnoty odstranění nekonzistentních hodnot konzistenčními technikami

Prohledávání do hloubky

- Základní prohledávací algoritmus pro problémy splňování podmínek
- **Prohledávání stavového prostoru do hloubky *(depth first search)***
- Dvě fáze prohledávání s navracením
  - **dopředná fáze**: proměnné jsou postupně vybírány, rozšiřuje se částečné řešení přiřazením konzistení hodnoty (pokud existuje) další proměnné
    - po vybrání hodnoty testujeme konzistenci
  - **zpětná fáze**: pokud neexistuje konzistentní hodnota pro aktuální proměnnou, algoritmus se vrací k předchozí přiřazené hodnotě
- Proměnné dělíme na
  - **minulé** – proměnné, které už byly vybrány (a mají přiřazenu hodnotu)
  - **aktuální** – proměnná, která je právě vybrána a je jí přiřazována hodnota
  - **budoucí** – proměnné, které budou vybrány v budoucnosti

Základní algoritmus prohledávání do hloubky

- Pro jednoduchost proměnné očíslujeme a ohodnocujeme je v daném pořadí
- Na začátku voláno jako `labeling(G,1)`

```
procedure labeling(G,a)
if a > |uzly(G)| then return uzly(G)
for ∀x ∈ D_a do
    if consistent(G,a) then   % consistent(G,a) je nahrazeno FC(G,a), LA(G,a)
       R := labeling(G,a+1)
       if R ≠ fail then return R
return fail
end labeling
```

Po přiřazení všech proměnných vrátíme jejich ohodnocení

- Procedury `consistent` uvedeme pouze pro binární podmínky

Backtracking (BT)

- Backtracking ověřuje v každém kroku konzistenci podmínek vedoucích z minulých proměnných do aktuální proměnné
- Backtracking tedy zajišťuje konzistenci podmínek
  - na všech minulých proměnných
  - na podmínkách mezi minulými proměnnými a aktuální proměnnou
- procedure BT(G,a)

  Q:={$(V_i, V_a) \in$ hrany(G), $i < a$} % hrany vedoucí z minulých proměnných do aktuální

  Consistent := true

  while Q není prázdná $\wedge$ Consistent do

  vyber a smaž libovolnou hranu (V_k, V_m) z Q

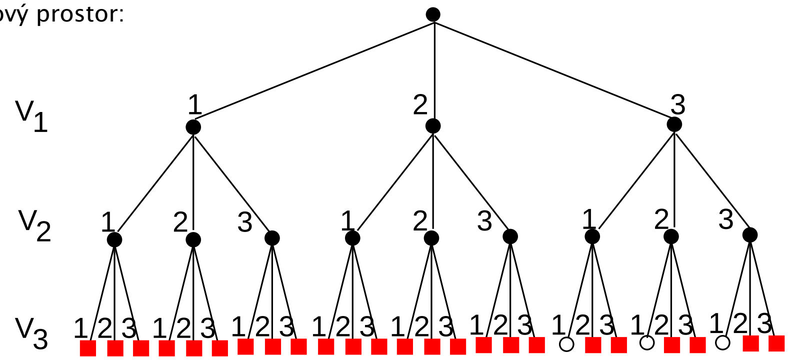
  Consistent := not revise(V_k, V_m) % pokud vyřadíme prvek, bude doména prázdná

  return Consistent

  end BT

Příklad: backtracking

- Omezení: V_1, V_2, V_3 in $1 \ldots 3$, $V_1\# = 3 \times V_3$
- Stavový prostor:



  - červené čtverečky: chybný pokus o instanciaci, řešení neexistuje
  - nevyplněná kolečka: nalezeno řešení
  - černá kolečka: vnitřní uzel, máme pouze částečné přiřazení

Kontrola dopředu *(FC – forward checking)*

- FC je rozšíření backtrackingu
- FC navíc zajišťuje konzistenci mezi aktuální proměnnou a budoucími proměnnými, které jsou s ní spojeny dosud nesplněnými podmínkami
- procedure FC(G,a)

  Q:={$(V_i, V_a) \in$ hrany(G), $i > a$} % přidání hran z budoucích do aktuální proměnné

  Consistent := true

  while Q není prázdná $\wedge$ Consistent do

  vyber a smaž libovolnou hranu (V_k, V_m) z Q

  if revise((V_k, V_m)) then

  Consistent := $(|D_k| > 0)$ % vyprázdnění domény znamená nekonzistenci

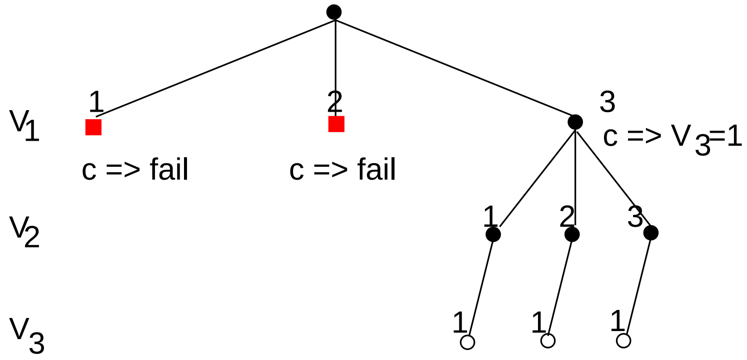
  return Consistent

  end FC

- Hrany z minulých proměnných do aktuální proměnné není nutno testovat

Příklad: kontrola dopředu

- Omezení: V_1, V_2, V_3 in $1 \ldots 3$, $c : V_1\# = 3 \times V_3$
- Stavový prostor:



Pohled dopředu *(LA – looking ahead)*

- LA je rozšíření FC, navíc ověřuje konzistenci hran mezi budoucími proměnnými
- procedure LA(G,a)

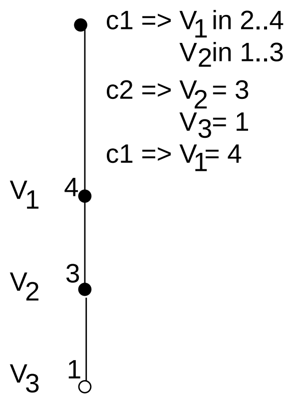
```
Q := {(V_i,V_a) ∈ hrany(G), i > a}        % začínáme s hranami do a
Consistent := true
while Q není prázdná ∧ Consistent do
      vyber a smaž libovolnou hranu (V_k,V_m) z Q
      if revise((V_k,V_m)) then
         Q := Q ∪ {(V_i,V_k)|(V_i,V_k) ∈ hrany(G), i ≠ k, i ≠ m, i > a}
         Consistent := (|D_k| > 0)
return Consistent
end LA
```

  - Hrany z minulých proměnných do aktuální proměnné opět netestujeme
  - Tato LA procedura je založena na AC-3, lze použít i jiné AC algoritmy
- **LA udržuje hranovou konzistenci:** protože ale LA(G,a) používá AC-3, musíme **zajistit iniciální konzistenci** pomocí AC-3 ještě před startem prohledávání

Příklad: pohled dopředu (pomocí AC-3)

- Omezení: V_1, V_2, V_3 in $1 \ldots 4$, $c1 : V_1 \# > V_2$, $c2 : V_2 \# = 3 \times V_3$
- Stavový prostor

  (spouští se iniciální konzistence se před startem prohledávání)



Přehled algoritmů

- **Backtracking (BT)** kontroluje v kroku a podmínky

  $c(V_1, V_a), \ldots, c(V_{a-1}, V_a)$

  z minulých proměnných do aktuální proměnné
- **Kontrola dopředu (FC)** kontroluje v kroku a podmínky

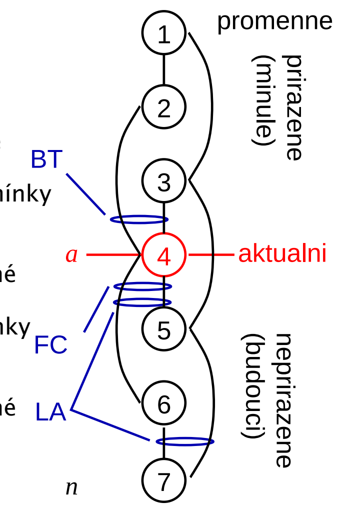
  $c(V_{a+1}, V_a), \ldots, c(V_n, V_a)$

  z budoucích proměnných do aktuální proměnné
- **Pohled dopředu (LA)** kontroluje v kroku a podmínky

  $\forall l (a \leq l \leq n), \forall k (a \leq k \leq n), k \neq l : c(V_k, V_l)$

  z budoucích proměnných do aktuální proměnné

  a mezi budoucími proměnnými



Cvičení

1. Jak vypadá stavový prostor řešení pro následující omezení

   A in 1..4, B in 3..4, C in 3..4, B #< C, A #= C

   při použití kontroly dopředu a uspořádání proměnných A,B,C? Popište, jaký typ propagace proběhne v jednotlivých uzlech.

2. Jak vypadá stavový prostor řešení pro následující omezení

   A in 1..4, B in 3..4, C in 3..4, B #< C, A #= C

   při použití pohledu dopředu a uspořádání proměnných A,B,C? Popište, jaký typ propagace proběhne v jednotlivých uzlech.

3. Jak vypadá stavový prostor řešení pro následující omezení

   domain([A,B,C],0,1), A #= B-1, C #= A*A

   při použití backtrackingu a pohledu dopředu a uspořádání proměnných A,B,C? Popište, jaký typ propagace proběhne v jednotlivých uzlech.

Cvičení

1. Jaká jsou pravidla pro konzistenci mezí u omezení X#= Y+5? Jaké typy propagací pak proběhnou v následujícím příkladě při použití konzistence mezí?

   X in 1..20, Y in 1..20, X #= Y + 5, Y #> 10.

2. Ukažte, jak je dosaženo hranové konzistence v následujícím příkladu:

   domain([X,Y,Z],1,5]), X #< Y, Z#= Y+1 .

Implementace Prologu

Literatura:

- Matyska L., Toman D.: Implementační techniky Prologu, Informační systémy, (1990), 21–59.
  `http://www.ics.muni.cz/people/matyska/vyuka/lp/lp.html`

Opakování: základní pojmy

- Konečná množina klauzulí `Hlava :- Tělo` tvoří **program P**.
- **`Hlava`** je literál
- **`Tělo`** je (eventuálně prázdná) konjunkce literálů $T_1, \dots T_a$, $a \geq 0$
- **Literál**
  je tvořen m-árním predikátovým symbolem (m/p) a m termy (argumenty)
- **Term** je konstanta, proměnná nebo složený term.
- **Složený term**
  s n termy na místě argumentů
- **Dotaz (cíl)** je neprázdná množina literálů.

Interpretace

Deklarativní sémantika:

Hlava platí, platí-li jednotlivé literály těla.

Procedurální (imperativní) sémantika:

```
Entry: Hlava::
{
   call T1
   ⋮
   call Ta
}
```

Volání procedury s názvem `Hlava` uspěje, pokud uspěje volání všech procedur (literálů) v těle.

Procedurální sémantika = podklad pro implementaci

Abstraktní interpret

Vstup: Logický program P a dotaz G.

1. Inicializuj množinu cílů S literály z dotazu G; `S:=G`
2. `while ( S != empty ) do`
3. Vyber A∈S a dále vyber klauzuli `A':-B1,...,Bn` $(n \geq 0)$ z programu P takovou, že $\exists\sigma : A\sigma = A'\sigma$; σ je nejobecnější unifikátor.
   Pokud neexistuje A' nebo σ, ukonči cyklus.
4. Nahraď A v S cíli B_1 až B_n.
5. Aplikuj σ na G a S.
6. `end while`
7. Pokud S==`empty`, pak výpočet úspěšně skončil a výstupem je G se všemi aplikovanými substitucemi.
   Pokud `S!=empty`, výpočet končí neúspěchem.

Abstraktní interpret – pokračování

Kroky (3) až (5) představují **redukci** (logickou inferenci) cíle A.

Počet redukcí za sekundu (LIPS) == indikátor výkonu implementace

Věta

Existuje-li instance G' dotazu G, odvoditelná z programu P v konečném počtu kroků, pak bude tímto interpretem nalezena.

Nedeterminismus interpetu

1. **Selekční pravidlo:** výběr cíle A z množiny cílů S
   - neovlivňuje výrazně výsledek chování interpretu
2. **Způsob prohledávání stromu výpočtu:** výběr klauzule A' z programu P
   - je velmi důležitý, všechny klauzule totiž nevedou k úspěšnému řešení

Vztah k úplnosti:

1. Selekční pravidlo neovlivňuje úplnost
   - možno zvolit libovolné v rámci SLD rezoluce
2. Prohledávání stromu výpočtu do šířky nebo do hloubky

„Prozření" – automatický výběr správné klauzule

- vlastnost abstraktního interpretu, kterou ale reálné interprety nemají

Prohledávání do šířky

1. Vybereme všechny klauzule A_i', které je možno unifikovat s literálem A
   - nechť je těchto klauzulí q
2. Vytvoříme q kopií množiny S
3. V každé kopii redukujeme A jednou z klauzulí A_i'.
   - aplikujeme příslušný nejobecnější unifikátor
4. V následujících krocích redukujeme všechny množiny S_i současně.
5. Výpočet ukončíme úspěchem, pokud se alespoň jedna z množin S_i stane prázdnou.

- Ekvivalence s abstraktnímu interpretem
  - pokud jeden interpret neuspěje, pak neuspěje i druhý
  - pokud jeden interpret uspěje, pak uspěje i druhý

Prohledávání do hloubky

1. Vybereme všechny klauzule A'$_i$, které je možno unifikovat s literálem A.
2. Všechny tyto klauzule zapíšeme na zásobník.
3. Redukci provedeme s klauzulí na vrcholu zásobníku.
4. Pokud v nějakém kroku nenajdeme vhodnou klauzuli A', vrátíme se k předchozímu stavu (tedy anulujeme aplikace posledního unifikátoru σ) a vybereme ze zásobníku další klauzuli.
5. Pokud je zásobník prázdný, končí výpočet neúspěchem.
6. Pokud naopak zredukujeme všechny literály v S, výpočet končí úspěchem.

- Není úplné, tj. nemusí najít všechna řešení
- Nižší paměťová náročnost než prohledávání do šířky
- Používá se v Prologu

Reprezentace objektů

- Beztypový jazyk
- Kontrola „typů" za běhu výpočtu
- Informace o struktuře součástí objektu

Typy objektů

- **Primitivní objekty:**
  - konstanta
  - číslo
  - volná proměnná
  - odkaz (reference)
- **Složené (strukturované) objekty:**
  - struktura
  - seznam

Reprezentace objektů II

Příznaky (tags):

Objekt	Příznak
volná proměnná	FREE
konstanta	CONST
celé číslo	INT
odkaz	REF
složený term	FUNCT

Obsah adresovatelného slova: **hodnota** a **příznak**.

Primitivní objekty uloženy přímo ve slově

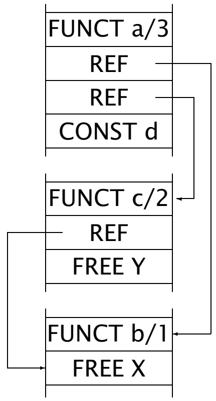
Složené objekty

- jsou instance termu ve zdrojovém textu, tzv. zdrojového termu
- zdrojový term bez proměnných $\Longrightarrow$ každá instanciace ekvivalentní zdrojovému termu
- zdrojový term s proměnnými $\Longrightarrow$ dvě instance se mohou lišit aktuálními hodnotami proměnných, jedinečnost zajišťuje kopírování struktur nebo sdílení struktur

Kopírování struktur

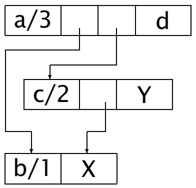
Příklad:

a(b(X),c(X,Y),d),



Kopírování struktur II

- Term F s aritou A reprezentován A+1 slovy:
  - funktor a arita v prvním slově
  - 2. slovo nese první argument (resp. odkaz na jeho hodnotu) ⋮
  - A+1 slovo nese hodnotu A-tého argumentu
- Reprezentace vychází z orientovaných acyklických grafů:



- Vykopírována každá instance ⇒ **kopírování struktur**
- Termy ukládány na **globální zásobník**

Sdílení struktur

- Vychází z myšlenky, že při reprezentaci je třeba řešit přítomnost proměnných
- Instance termu

  `< kostra_termu; rámec >`

  - `kostra_termu` je zdrojový term s očíslovanými proměnnými
  - `rámec` je vektor aktuálních hodnot těchto proměnných
    - i-tá položka nese hodnotu i-té proměnné v původním termu

Sdílení struktur II

Příklad:

`a(b(X),c(X,Y),d)`

reprezentuje

`< a(b($1),c($1,$2),d) ; [FREE, FREE] >`

kde symbolem `$i` označujeme i-tou proměnnou.

Implementace:

`< &kostra_termu; &rámec >` (& vrací adresu objektu)

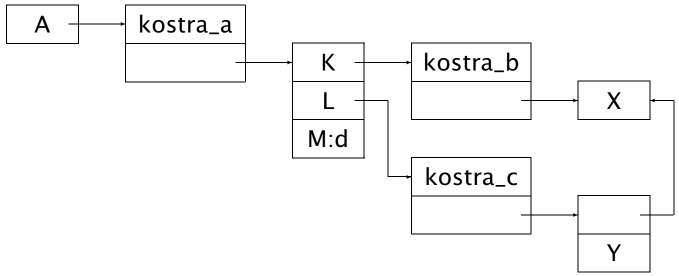
Všechny instance sdílí společnou `kostru_termu` ⇒ **sdílení struktur**

Srovnání: příklad

- Naivní srovnání: sdílení paměťově méně náročné
- Platí ale pouze pro rozsáhlé termy přítomné ve zdrojovém kódu
- Postupná tvorba termů:

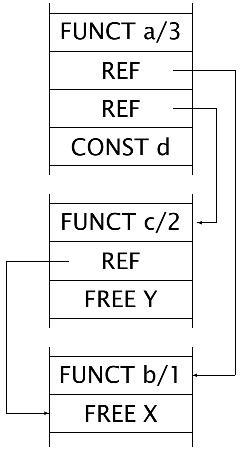
  `A = a(K,L,M), K = b(X), L = c(X,Y), M = d`

  - Sdílení termů:



Srovnání: příklad – pokračování

- Kopírování struktur: `A = a(K,L,M), K = b(X), L = c(X,Y), M = d`



tj. identické jako přímé vytvoření termu `a(b(X),c(X,Y),d)`

Srovnání II

- **Složitost algoritmů pro přístup k jednotlivým argumentům**
  - sdílení struktur: nutná víceúrovňová nepřímá adresace
  - kopírování struktur: bez problémů
  - jednodušší algoritmy usnadňují i optimalizace
- **Lokalita přístupů do paměti**
  - sdílení struktur: přístupy rozptýleny po paměti
  - kopírování struktur: lokalizované přístupy
  - při stránkování paměti – rozptýlení vyžaduje přístup k více stránkám
- Z praktického hlediska neexistuje mezi těmito přístupy zásadní rozdíl

Řízení výpočtu

- **Dopředný výpočet**
  - po úspěchu (úspěšná redukce)
    - jednotlivá volání procedur skončí úspěchem
  - klasické volání rekurzivních procedur
- **Zpětný výpočet (backtracking)**
  - po neúspěchu vyhodnocení literálu (neúspěšná redukce)
    - nepodaří se unifikace aktuálních a formálních parametrů hlavy
  - návrat do bodu, kde zústala nevyzkoušená alternativa výpočtu
    - je nutná obnova původních hodnot jednotlivých proměnných
    - po nalezení místa s dosud nevyzkoušenou klauzulí pokračuje dále dopředný výpočet

Aktivační záznam

- Volání (=aktivace) procedury
- Aktivace **sdílí společný kód**, liší se obsahem **aktivačního záznamu**
- Aktivační záznam uložen na **lokálním zásobníku**
- Dopředný výpočet
  - stav výpočtu v okamžiku volání procedury
  - aktuální parametry
  - lokální proměnné
  - pomocné proměnné ('a la registry)
- Zpětný výpočet (backtracking)
  - hodnoty parametrů v okamžiku zavolání procedury
  - následující klauzule pro zpracování při neúspěchu

Aktivační záznam a roll-back

- Neúspěšná klauzule mohla nainstanciovat nelokální proměnné
  - `a(X) :- X = b(c,Y), Y = d.` `?- W = b(Z,e), a(W).` (viz instanciace `Z`)
- Při návratu je třeba obnovit (**roll-back**) původní hodnoty proměnných
- Využijeme vlastností logických proměnných
  - instanciovat lze pouze volnou proměnnou
  - jakmile proměnná získá hodnotu, nelze ji změnit jinak než návratem výpočtu

  $\Longrightarrow$ původní hodnoty všech proměnných odpovídají volné proměnné
- **Stopa** (trail): zásobník s adresami instanciovaných proměnných
  - ukazatel na aktuální vrchol zásobníku uchováván v aktivačním záznamu
  - při neúspěchu jsou hodnoty proměnných na stopě v úseku mezi aktuálním a uloženým vrcholem zásobníku změněny na „volná"
- **Globální zásobník**: pro uložení složených termů
  - ukazatel na aktuální vrchol zásobníku uchováván v aktivačním záznamu
  - při neúspěchu vrchol zásobníku snížen podle uschované hodnoty v aktivačním záznamu

Okolí a bod volby

Aktivační záznam úspěšně ukončené procedury nelze odstranit z lokálního zásobníku $\Longrightarrow$ **rozdělení aktivačního záznamu:**

- **okolí** (environment) – informace nutné pro dopředný běh programu
- **bod volby** (choice point) – informace nezbytné pro zotavení po neúspěchu
- ukládány na lokální zásobník
- samostatně provázány (odkaz na předchozí okolí resp. bod volby)

Důsledky:

- samostatná práce s každou částí aktivačního záznamu (optimalizace)
- alokace pouze okolí pro deterministické procedury
- možnost odstranění okolí po úspěšném vykonání (i nedeterministické) procedury (pokud okolí následuje po bodu volby dané procedury)
  - pokud je okolí na vrcholu zásobníku

Řez

- Prostředek pro ovlivnění běhu výpočtu programátorem
  - ```
    a(X) :- b(X), !, c(X).      a(3).
    b(1).      b(2).
    c(1).      c(2).
    ```
- Řez: neovlivňuje dopředný výpočet, má vliv pouze na zpětný výpočet
- Odstranění alternativních větví výpočtu

  $\Rightarrow$ odstranění odpovídajících bodů volby
  - tj. odstranění bodů volby mezi současným vrcholem zásobníku a bodem volby procedury, která řez vyvolala (včetně bodu volby procedury s řezem)

  $\Rightarrow$ změna ukazatele na „nejmladší" bod volby

$\Rightarrow$ Vytváření deterministických procedur

$\Rightarrow$ Optimalizace využití zásobníku

Interpret Prologu

Základní principy:

- klauzule uloženy jako termy
- **programová databáze**
  - pro uložení klauzulí
  - má charakter haldy
    - umožňuje modifikovatelnost prologovských programů za běhu (`assert`)
- klauzule zřetězeny podle pořadí načtení
  - triviální zřetězení

Vyhodnocení dotazu: volání procedur řízené unifikací
    ```

Interpret – Základní princip

1. Vyber redukovaný literál („první", tj. nejlevější literál cíle)
2. Lineárním průchodem od začátku databáze najdi klauzuli, jejíž hlava má stejný funktor a stejný počet argumentů jako redukovaný literál
3. V případě nalezení klauzule založ bod volby procedury
4. Založ dále okolí první klauzule (velikost odvozena od počtu lokálních proměnných v klauzuli)
5. Proveď unifikaci literálu a hlavy klauzule
6. Úspěch ⇒ přidej všechny literály klauzule k cíli („doleva", tj. na místo redukovaného literálu). Tělo prázdné ⇒ výpočet se s úspěchem vrací do klauzule, jejíž adresa je v aktuálním okolí.
7. Neúspěch unifikace ⇒ z bodu volby se obnoví stav a pokračuje se v hledání další vhodné klauzule v databázi.
8. Pokud není nalezena odpovídající klauzule, výpočet se vrací na předchozí bod volby (krátí se lokální i globální zásobník).
9. Výpočet končí neúspěchem: neexistuje již bod volby, k němuž by se výpočet mohl vrátit.
10. Výpočet končí úspěchem, jsou-li úspěšně redukovány všechny literály v cíli.

Interpret – vlastnosti

- Lokální i globální zásobník
  - při dopředném výpočtu roste
  - při zpětném výpočtu se zmenšuje

  Lokální zásobník se může zmenšit při dopředném úspěšném výpočtu deterministické procedury.
- Unifikace argumentů hlavy – obecný unifikační algoritmus
  Současně poznačí adresy instanciovaných proměnných na stopu.
- „Interpret":

```
interpret(Query, Vars) :- call(Query), success(Query, Vars).
interpret(_,_) :- failure.
```

  - dotaz vsazen do kontextu této speciální nedeterministické procedury
  - tato procedura odpovídá za korektní reakci systému v případě úspěchu i neúspěchu

Optimalizace: Indexace

- Zřetězení klauzulí podle pořadí načtení velmi neefektivní
- Provázání klauzulí se stejným funktorem a aritou hlavy (tvoří jednu **proceduru**)
  - tj., **indexace procedur**
- Hash tabulka pro vyhledání první klauzule
- Možno rozhodnout (parciálně) determinismus procedury

Indexace argumentů

```
a(1) :- q(1).
a(a) :- b(X).
a([A|T]) :- c(A,T).
```

- Obecně nedeterministická
- Při volání s alespoň částečně instanciovaným argumentem vždy deterministická (pouze jedna klauzule může uspět)
- **Indexace podle prvního argumentu**

  Základní typy zřetězení:
  - podle pořadí klauzulí (aktuální argument je volná proměnná)
  - dle konstant (aktuální je argument konstanta)
  - formální argument je seznam (aktuální argument je seznam)
  - dle struktur (aktuální argument je struktura)

Indexace argumentů II

- Složitější indexační techniky
  - podle všech argumentů
  - podle nejvíce diskriminujícího argumentu
  - kombinace argumentů (indexové techniky z databází)
    - zejména pro přístup k faktům

Tail Recursion Optimization, TRO

Iterace prováděna pomocí rekurze ⇒ lineární paměťová náročnost cyklů

Optimalizace koncové rekurze *(Tail Recursion Optimisation)*, TRO:
Okolí se odstraní **před** rekurzivním voláním posledního literálu klauzule, pokud je klauzule resp. její volání deterministické.

Řízení se nemusí vracet:

- v případě úspěchu se rovnou pokračuje
- v případě neúspěchu se vrací na předchozí bod volby („nad" aktuální klauzulí)
  - aktuální klauzule nemá dle předpokladu bod volby

Rekurzivně volaná klauzule může být volána přímo z kontextu volající klauzule.

TRO – příklad

Program:

```
append([], L, L).
append([A|X], L, [A|Y]) :- append(X, L, Y).
```

Dotaz:

```
?- append([a,b,c], [x], L).
```

append volán rekurzivně 4krát

- bez TRO: 4 okolí, lineární paměťová náročnost
- s TRO: 1 okolí, konstatní paměťová náročnost

Optimalizace posledního volání

TRO pouze speciální případ
obecné **optimalizace posledního volání *(Last Call Optimization)*, LCO**

Okolí (před redukcí posledního literálu)
odstraňováno vždy, když leží na vrcholu zásobníku.

Nutné úpravy interpretu

- disciplina směrování ukazatelů
  - vždy „mladší" ukazuje na „starší" („mladší" budou odstraněny dříve)
  - z lokálního do globálního zásobníku

  vyhneme se vzniku „visících odkazů" při předčasném odstranění okolí
- „globalizace" lokálních proměnných: lokální proměnné posledního literálu
  - nutno přesunout na globální zásobník
  - pouze pro neinstanciované proměnné

Překlad

Překlad

- Motivace:
  - dosažení vyšší míry optimalizace
  - kompaktní kód
  - částečná nezávislost na hardware
- Etapy překladu:
  1. zdrojový text ⇒ kód abstraktního počítače
  2. kód abstraktního počítače ⇒ kód (instrukce) cílového počítače
- Výhody:
  - snazší přenos jazyka (nutno přepsat jen druhou část)
  - kód abstraktního počítače možno navrhnout s ohledem na jednoduchost překladu; prostor pro strojově nezávislou optimalizaci
- Překlad Prologu založen na principu existence abstraktního počítače
  V dalším se věnujeme jeho odvození a vlastnostem

Parciální vyhodnocení

- Jak navrhnout **Warrenův abstraktní počítač**?
  - prostřednictvím parciálního vyhodnocení
- **Parciální vyhodnocení**
  - forma zpracování programu,
    tzv. transformace na úrovni zdrojového kódu
  - dosazení známých hodnot vstupních parametrů
    a vyhodnocení všech operací nad nimi
    - příklad: vyhodnocení aritmetických výrazů nad konstantami

Parciální vyhodnocení – příklad

```
a(X,Y) :- b(X), c(X,Y).      a(X,Y) :- b(Y), c(Y,X).

b(1).   b(2).   b(3).   b(4).

c(1,2).   c(1,3).   c(1,4).   c(2,3).   c(2,4).   c(3,4).
```

Dotaz `?- a(2,Z).`
lze společně s uvedeným programem parciálně vyhodnotit na nový program

`a'(3).  a'(4).  a'(1).`

a nový dotaz

`?- a'(Z).`

Je evidentní, že dotaz nad parciálně vyhodnoceným programem bude zpracován mnohem rychleji (efektivněji) než v případě původního programu.

Parciální vyhodnocení II

Konstrukce překladače: parciálním vyhodnocením interpretu

Problémy:

- příliš složitá operace
  - vyhodnocení se musí provést vždy znovu pro každý nový program
- výsledný program příliš rozsáhlý
- nedostatečná dekompozice
  - zejména při použití zdrojového jazyka jako implementačního jazyka interpretu

Vhodnější:

- využití („ručního") parciálního vyhodnocení pro návrh abstraktního počítače
  1. nalezení operací zdrojového jazyka, které lze dekomponovat do jednodušších operací
  2. dekomponujeme tak dlouho, až jsou výsledné operace dostatečně jednoduché nebo již neexistují informace pro parciální vyhodnocení

Parciální vyhodnocení Prologu

Cílová operace: **unifikace**. Důvod:

- řízení výpočtu poměrně podrobné i v interpretu
- unifikace v interpretu atomickou operací
- unifikace v interpretu nahrazuje řadu podstatně jednodušších operací (testy, přiřazení, předání a převzetí parametrů . . .)
- většina unifikací nevyžaduje obecnou unifikaci a lze je nahradit jednoduššími operacemi

Zviditelnění unifikace: transformací zdrojového programu

- termy reprezentujeme kopírováním struktur na globálním zásobníku
- parametry procedur jsou vždy umístěny na globální zásobník (predikátem `put/2`) a předávány jsou pouze adresy
- formálním parametrem procedury jsou pouze volné proměnné, které se v hlavě vyskytují pouze jednou
- všechny unifikace jsou explicitně zachyceny voláním predikátu `unify/2`

Explicitní unifikace

Příklad: append/3 s explicitní unifikací:

```
append(A1, A2, A3) :- unify(A1,[]),       | append([],L,L).
                      unify(A2,L),        |
                      unify(A3,L).        |
append(A1, A2, A3) :- unify(A1,[A|X]),    | append([A|X],L,[A|Y] :-
                      unify(A2,L),        |
                      unify(A3,[A|Y]),    |
                      put(X,B1),          |       append(X,L,Y).
                      put(L,B2),          |
                      put(Y,B3),          |
                      append(B1,B2,B3).   |
```

Cíl: parciálně vyhodnotit predikáty `unify/2` a `put/2`

Pomocné termy a predikáty

- term `$addr$(A)` – odkaz na objekt s adresou A
- predikát `is_addr(P,V)` – je-li P ve tvaru `$addr$(A)`, pak V se unifikuje s hodnotou slova na adrese A (jinak predikát selže)
- predikát `:=(X,T)` – přiřadí volné proměnné X term T;
  X musí být volná proměnná.
- predikát `repres(A,Tag,V)` – uloží do proměnné Tag příznak a do proměnné V hodnotu slova na adrese A.
  A musí být adresa na globálním zásobníku,
  Tag i V musí být volné proměnné.
  - příznak: informace o struktuře součástí objektu
    volná proměnná FREE, konstanta CONST, celé číslo INT, odkaz REF, složený term FUNCT
- je-li A adresa a `i` celočíselná konstanta, pak výraz `A+i` reprezentuje adresu o `i` slov vyšší (ukazatelová aritmetika)

unify pro volnou proměnnou

unify(A,T) unifikuje term na adrese A (aktuální parametr) s termem T (formální parametr). Podle hodnoty T mohou nastat následující 4 případy:

1) T je volná proměnná: výsledkem je instanciace

```
unify(A,T) :- var(T),
              ( var(A), create_var(A)
              ;  true ),
              T := $addr$(A).
```

Disjunkce garantuje, že A je korektní adresa na globálním zásobníku: nutný run-time test, tedy nelze využít při parc. překladu. Lze proto přepsat na

```
unify(A,T) :- var(T),
              unify_var(A,T).
```

kde unify_var/2 vloží do T odkaz nebo založí novou proměnnou.

unify pro konstantu

2) T je konstanta: výsledkem je test nebo přiřazení

```
unify(A,T) :-
    atomic(T),
    ( ( var(A), create_var(A), instantiate_const(A,T) )
    ; ( repres(A,Tag,Value), Tag == 'FREE', instantiate_const(A,T)
      ; Tag == 'CONST', Value == T )
    ).
```

kde instantiate_const/2 uloží do slova s adresou A hodnotu T.
Opět možno přepsat do kompaktního tvaru

```
unify(A,T) :-
    atomic(T),
    unify_const(A,T).
```

kde unify_const/2 provede příslušný test nebo přiřazení.

unify pro složený term

3) T je složený term: dvoufázové zpracování, v první fázi test nebo založení funktoru, v druhé rekurzivní unifikace argumentů

```
unify(A,T) :-
     struct(T),
     functor(T,F,N),
     unify_struct(F,N,A),
     T =.. [_|Tl],
     unify_args(Tl,A+1).
```

Predikát unify_struct/3 je analogický výše použitým predikátům unify_var/2 a unify_const/2.

Druhá fáze:

```
unify_args([],_).
unify_args([T|Tl], A) :-
    unify(A,T),
    unify_args(Tl,A+1).
```


unify pro odkaz

4) T je odkazem: nutno použít obecnou unifikaci (není žádná informace pro parciální vyhodnocení)

```
unify(A,T) :-
    is_addr(T,P),
    unification(A,P).
```

put

Parametry procedur jsou vždy umístěny na globální zásobník predikátem put/2 a předávány jsou pouze adresy.
Predikát put/2 je jednodušší (nikdy nepotřebuje unifikaci)

```
put(T,B) :-
   is_addr(T,B).              % T je odkaz
put(T,B) :-
   var(T),                    % T je proměnná
   create_var(B),
   T := $addr$(B).
put(T,B) :-
   atomic(T),                 % T je konstanta
   create_const(B,T).
put(T,B) :-
   struct(T),                 % T je struktura
   create_struct(B,T).
```


První klauzule append/3

Parciální vyhodnocení první klauzule programu append/3

```
append(A1, A2, A3) :- unify(A1,[]),      | append([],L,L).
                      unify(A2,L),       |
                      unify(A3,L).       |
```

upraví

```
unify(A1,[]) na unify_const(A1,[])
unify(A2,L)  na L:=$addr$(A2)
unify(A3,L)  na is_addr(L,T), unification(T,A3)
```

posloupnost L:=$addr$(A2), is_addr(L,T) odpovídá přejmenování T na A2

⇒ není nutné vytvářet novou proměnnout T

⇒ stačí provést unification(A2,A3)

Výsledný tvar append/3

```
append(A1, A2, A3) :-                  append(A1, A2, A3) :-
    unify_const(A1,[]),                      unify(A1,[]),
    unification(A2,A3).                      unify(A2,L), unify(A3,L).
append(A1, A2, A3) :-                  append(A1, A2, A3) :-
    unify_struct('.',2,A1),                  unify(A1,[A|X]),
    unify_var(A,A1+1),
    unify_var(X,A1+2),
    unify_var(L,A2),                         unify(A2,L),
    unify_struct('.',2,A3),                  unify(A3,[A|Y]),
    unification(A1+1,A3+1),
    unify_var(Y,A3+2),
                                             put(X,B1), put(L,B2), put(Y,B3),
    append(A1+2,A2,A3+2).                    append(B1,B2,B3).
```

Většina původních unifikací převedena na jednodušší operace;
unifikace v posledním kroku je nezbytná (důsledkem dvojího výskytu proměnné)

Jiný příklad

a(c,s(f),d,X) :- g(X).

Procedurální pseudokód (testy a přiřazení) a kód abstraktního počítače:

```
procedure a(X,Y,Z,A) is                 |  a(A1, A2, A3, A4) :-
    if ( X == 'c' &&                    |      unify_const(c,A1),
        ( is_struct(Y,'s',1) &&         |       unify_struct(s,1,A2),
          first_arg(Y) == 'f' ) &&      |         unify_const(f,A2+1),
        Z == 'd'  )                     |      unify_const(d,A3),
    then                                |      unify_var(A,A4),
       call g(A)                        |      g(A4).
    else                                |
       call fail                        |
end procedure
```

tj. posloupnost testů jako v procedurálním jazyce

Vyzkoušejte si: delete(X, [Y|T], [Y|T1]) :- delete(X, T, T1).

Warrenův abstraktní počítač, WAM I.

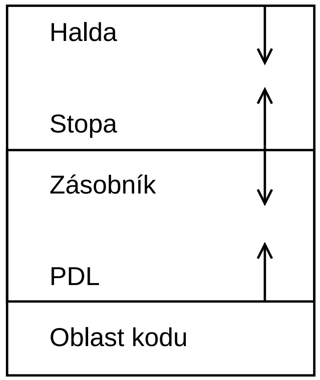
Navržen D.H.D. Warrenem v roce 1983, modifikace do druhé poloviny 80. let

Datové oblasti:

- **Oblast kódu** (programová databáze)
  - separátní oblasti pro uživatelský kód (modifikovatelný) a vestavěné predikátý (nemění se)
  - obsahuje rovněž všechny statické objekty (texty atomů a funktorů apod.)
- **Lokální zásobník *(Stack)***
- **Stopa *(Trail)***
- **Globální zásobník n. halda*(Heap)***
- **Pomocný zásobník *(Push Down List, PDL)***
  - pracovní paměť abstraktního počítače
  - použitý v unifikaci, syntaktické analýze apod.

Rozmístění datových oblastí

- Příklad konfigurace



- Halda i lokální zásobník musí růst stejným směrem
  - lze jednoduše porovnat stáří dvou proměnných srovnáním adres
    využívá se při zabránění vzniku visících odkazů

Registry WAMu

- **Stavové registry**:

  P čitač adres (**P**rogram counter)
  CP adresa návratu (**C**ontinuation **P**ointer)
  E ukazatel na nejmladší okolí (**E**nvironment)
  B ukazatel na nejmladší bod volby (**B**acktrack point)
  TR vrchol stopy (**TR**ail)
  H vrchol haldy (**H**eap)
  HB vrchol haldy v okamžiku založení posledního bodu volby (**H**eap on **B**acktrack point)
  S ukazatel, používaný při analýze složených termů (**S**tructure pointer)
  CUT ukazatel na bod volby, na který se řezem zařízne zásobník
- **Argumentové registry**: `A1,A2,...` (při předávání parametrů n. pracovní registry)
- **Registry pro lokální proměnné**: `Y1,Y2,...`
  - abstraktní znázornění lok. proměnných na zásobníku

Typy instrukcí WAMu

- **put instrukce** – příprava argumentů před voláním podcíle
  - žádná z těchto instrukcí nevolá obecný unifikační algoritmus
- **get instrukce** – unifikace aktuálních a formálních parametrů
  - vykonávají činnost analogickou instrukcím `unify` u parc. vyhodnocení
  - obecná unifikace pouze při `get_value`
- **`unify` instrukce** – zpracování složených termů
  - jednoargumentové instrukce, používají registr S jako druhý argument
  - počáteční hodnota S je odkaz na `1.`argument
  - volání instrukce `unify` zvětší hodnotu S o jedničku
  - obecná unifikace pouze při `unify_value` a `unify_local_value`
- **Indexační instrukce** – indexace klauzulí a manipulace s body volby
- **Instrukce řízení běhu** – předávání řízení a explicitní manipulace s okolím

Instrukce put a get: příklad

Příklad: `a(X,Y,Z) :- b(f,X,Y,Z).`

```
get_var     A1,A5
get_var     A2,A6
get_var     A3,A7
put_const   A1,f
put_value   A2,A5
put_value   A3,A6
put_value   A4,A7
execute     b/4
```


WAM – optimalizace

1. Indexace klauzulí
2. Generování optimální posloupnosti instrukcí WAMu
3. Odstranění redundancí při generování cílového kódu.

- Příklad: `a(X,Y,Z) :- b(f,X,Y,Z).`

  naivní kód (vytvoří kompilátor pracující striktně zleva doprava) vs.
  optimalizovaný kód (počet registrů a tedy i počet instrukcí/přesunů v paměti snížen):

```
get_var     A1,A5        |       get_var     A3,A4
get_var     A2,A6        |       get_var     A2,A3
get_var     A3,A7        |       get_var     A1,A2
put_const   A1,f         |       put_const   A1,f
put_value   A2,A5        |       execute     b/4
put_value   A3,A6        |
put_value   A4,A7        |
execute     b/4          |
```


Instrukce WAMu

get **instrukce**		put **instrukce**		unify **instrukce**	
get_var	Ai,Y	put_var	Ai,Y	unify_var	Y
get_value	Ai,Y	put_value	Ai,Y	unify_value	Y
get_const	Ai,C	put_unsafe_value	Ai,Y	unify_local_value	Y
get_nil	Ai	put_const	Ai,C	unify_const	C
get_struct	Ai,F/N	put_nil	Ai	unify_nil	
get_list	Ai	put_struct	Ai,F/N	unify_void	N
		put_list	Ai		

instrukce řízení		**indexační instrukce**			
allocate		try_me_else	Next	try	Next
deallocate		retry_me_else	Next	retry	Next
call	Proc/N,A	trust_me_else	fail	trust	fail
execute	Proc/N				
proceed		cut_last	switch_on_term	Var,Const,List,Struct	
		save_cut Y	switch_on_const	Table	
		load_cut Y	switch_on_struct	Table	

WAM – indexace

- Provázání klauzulí: instrukce `XX_me_else`:
  - první klauzule: `try_me_else`; založí bod volby
  - poslední klauzule: `trust_me_else`; zruší nejmladší bod volby
  - ostatní klauzule: `retry_me_else`; znovu použije nejmladší bod volby po neúspěchu
- Provázání podmnožiny klauzulí (podle argumentu):
  - `try`
  - `retry`
  - `trust`
- „Rozskokové" instrukce (dle typu a hodnoty argumentu):
  - `switch_on_term Var, Const, List, Struct`
    výpočet následuje uvedeným návěstím podle typu prvního argumentu
  - `switch_on_YY`: hashovací tabulka pro konkrétní typ (konstanta, struktura)

Příklad indexace instrukcí

Procedure

```
a(atom) :- body1.
a(1) :- body2.
a(2) :- body3.
a([X|Y]) :- body4.
a([X|Y]) :- body5.
a(s(N)) :- body6.
a(f(N)) :- body7.
```

odpovídají instrukce

```
a:    switch_on_term L1, L2, L3, L4
L2:   switch_on_const  atom :L1a
                       1    :L5a
                       2    :L6a
L3:   try              L7a
      trust            L8a
L4:   switch_on_struct s/1  :L9a
                       f/1  :L10a
L1:   try_me_else L5
L1a:  body1
L5:   retry_me_else L6
L5a:  body2
L6:   retry_me_else L7
L6a:  body3
L7:   retry_me_else L8
L7a:  body4
L8:   retry_me_else L9
L8a:  body5
L9:   retry_me_else L10
L9a:  body6
L10:  trust_me_else fail
L10a: body7
```


WAM – řízení výpočtu

- execute Proc: ekvivalentní příkazu goto
- proceed: zpracování faktů
- allocate: alokuje okolí (pro některé klauzule netřeba, proto explicitně generováno)
- deallocate: uvolní okolí (je-li to možné, tedy leží-li na vrcholu zásobníku)
- call Proc,N: zavolá Proc, N udává počet lok. proměnných (odpovídá velikosti zásobníku)

  Možná optimalizace: vhodným uspořádáním proměnných lze dosáhnout postupného zkracování lokálního zásobníku

  a(A,B,C,D) :- b(D), c(A,C), d(B), e(A), f.

  generujeme instrukce

```
allocate
call b/1,4
call c/2,3
call d/1,2
call e/1,1
deallocate
execute f/0
```