Formální překlad

Konečný překladový automat (zopakujme) -KPA **je KA rozšířený o výstup**

KPA = (Q, T, D, δ, q_0, F), kde

Q je množina stavů,
T „ ------ „ vstupních symbolů,
D „ ------ „ výstupních symbolů,
$\delta : Q \times (T \cup \{e\}) \rightarrow 2^{Q \times D^*}$
q_0 je počáteční stav,
$F \subset Q$ je množina koncových stavů.

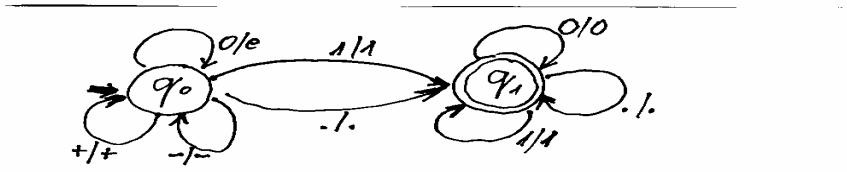
Konfigurace KPA je trojice $(q, x, y) \in Q \times T^* \times D^*$

Stav řadiče
Dosud nepřečtený vstup
Dosud generovaný výstup

Přechody mezi konfiguracemi označíme $\vdash$, $\vdash_p$, $\vdash_*$, $\vdash_+$

Překlad definovaný KPA = { (u, v) : $(q_0, u, e) \vdash_* (r, e, v)$, $r \in F$ }

Př. KPA, který čte binární čísla a vynechává nevýznamové nuly
(Větve ohodnoceny *vstup/výstup*)
Pozn. Přeloží ale i jiné řetězce než bin. čísla (vidíte to?)



<u>Zásobníkový překladový automat</u> ZPA
je ZA rozšířený o výstup resp. KPA s přidaným zásobníkem.

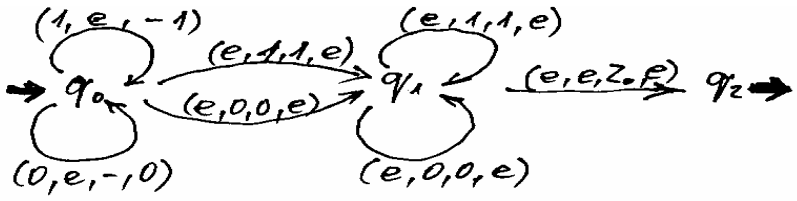
ZPA = (Q, T, D, Γ, δ, q_0, Z_0, F), kde
Q je množina stavů,
T „ ------ „ vstupních symbolů,
D „ ------ „ výstupních symbolů,
Γ „ ------ „ zásobníkových symbolů,
$\delta : Q \times (T \cup \{e\}) \times \Gamma^* \rightarrow 2^{Q \times \Gamma^* \times D^*}$
q_0 je počáteční stav,
Z_0 je dno zásobníku,
$F \subset Q$ je množina koncových stavů.

Konfigurace ZPA je $(q, x, y, \alpha) \in Q \times T^* \times D^* \times \Gamma^*$
Obsah zásobníku
Stav řadiče dosud generovaný výstup
Dosud nepřečtený vstup

Přechod ZA je binární relace $\vdash$, $\vdash_p$, $\vdash_*$, $\vdash_+$ mezi konfiguracemi

Obdobně jako ZA může i ZPA akceptovat při dočtení vstupního řetězce buď přechodem do koncového stavu nebo vyprázdněním zásobníku.

Př. Ohodnocení větví *(vstup, výstup, starý vrchol, nový vrchol)*
Co to vlastně překládá?
(Vkládá vstupní symbol do zásobníku bez ohledu na vrcholový symbol a po přečtení celého vstupního řetězce vypisuje obsah zásobníku až do jeho vyprázdnění.)



Překladová gramatika

PG = (N, T, D, P, S) kde

D je množina výstupních terminálních symbolů

Evidentně musí platit D ∩ T = Ø

Pro každou PG existuje ekvivalentní ZPA, tzn. L(PG) = L(ZPA)

Konstrukce ekvivalentního ZPA (akceptujícího s prázdným zásob.) k PG

PG = (N, T, D, P, S)

ZPA = ({q}, T, D, N ∪ T ∪ D, δ, q, S, Ø)

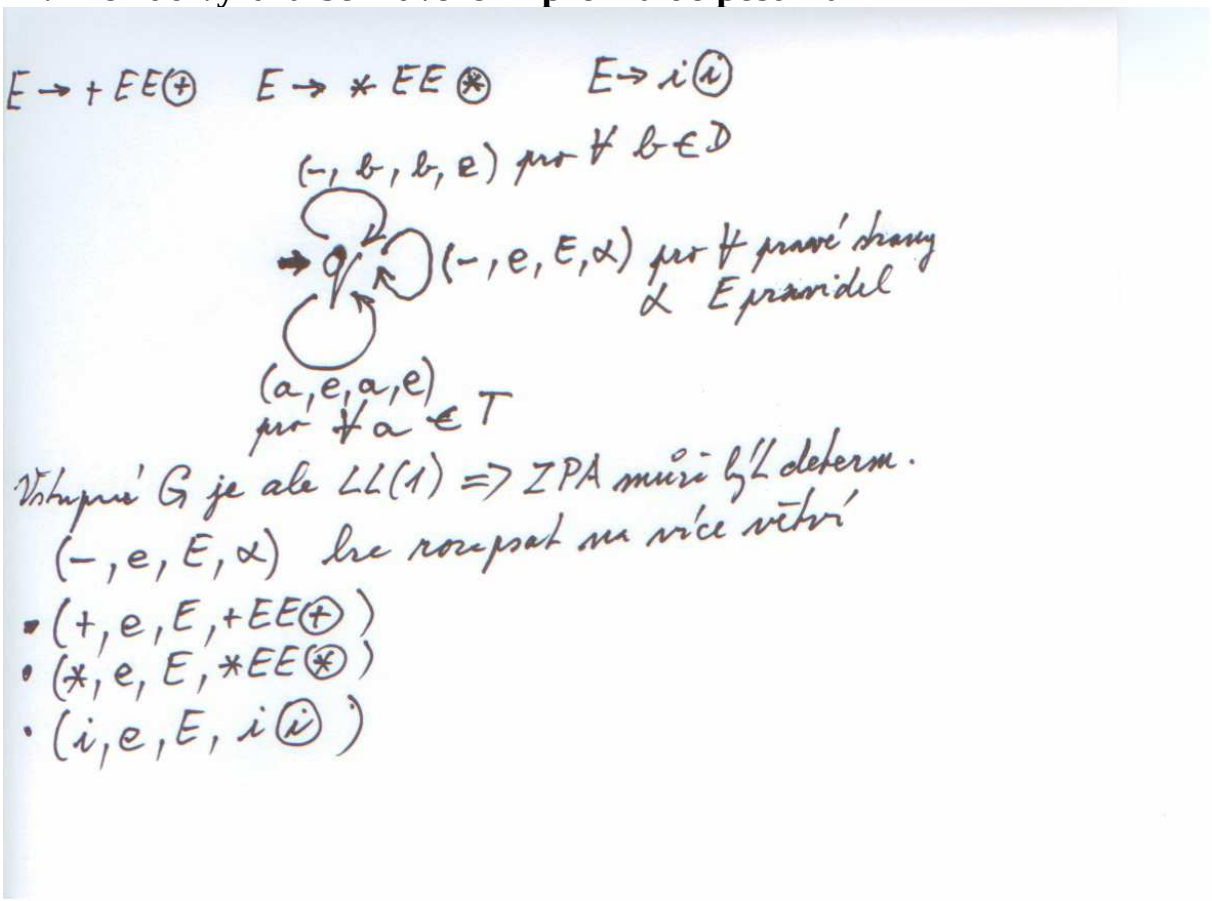
δ : δ (q, -, A) = { (q, α, -) : A → α ∈ P } to je expanze

δ (q, a, a) = { (q, e, e) : pro ∀ a ∈ T } to je srovnání

δ (q, -, b) = { (q, -, b) : pro ∀ b ∈ D } to je výstup

vstup zásobník výstup

Př. Překlad výrazu bez závorek z prefixu do postfixu



Atributované překladové gramatiky

APG =
(Překladová gramatika PG, Množina atributů A, Sémantická pravidla SP)

Každému neterminálnímu symbolu X ∈ N je přiřazena množina dědičných atributů I(X) a množina syntetizovaných atributů S(X). S(X) ∩ I(X) = Ø
Každému vstupnímu symbolu X je přiřazena množina syntetizovaných atributů S(X).
Pravidla mají tvar $X_0 \rightarrow X_1 \; X_2 \; \dots \; X_n$, kde $X_0 \in N$
a $X_i \in N \cup T \cup D$ pro $1 \leq i \leq n$

Pro vyhodnocení atributů je nutnou podmínkou aby platilo:

- **Hodnoty I počátečního symbolu S jsou zadány,**
- **Hodnoty S vstupních terminálních symbolů jsou zadány.**
- **Pro každý dědičný atribut *d* symbolu X_i pravé strany pravidla r tvaru $X_0 \rightarrow X_1 \; X_2 \; \dots \; X_n$ je dáno sémantické pravidlo *d = frdi (* $a_1, a_2, \dots a_m$) , kde $a_1, a_2, \dots a_m$ jsou atributy symbolů pravidla r,**
- **Pro každý syntetizovaný atribut *s* symbolu X_0 levé strany pravidla r tvaru : $X_0 \rightarrow X_1 \; X_2 \; \dots \; X_n$, je dáno sémantické pravidlo *s = frs0 (*$a_1, a_2, \dots a_m$) , kde $a_1, a_2, \dots a_m$ jsou atributy symbolů pravidla r.**

Jsou-li mezi atributy cyklické závislosti, pak je nelze vyhodnotit

Jednoprůchodový překlad je takový, který dovoluje vyhodnotit všechny atributy v průběhu syntaktické analýzy (jeden průchod synt. stromem.

Pro jednoprůchodový překlad je nutné aby platilo, že hodnoty atributů každého symbolu závisí pouze na atributech již zpracovaných symbolů (s vyhodnocenými atributy). Takovou gramatiku zveme L-atributovanou.
Platí pro každé její pravidlo (r) : $X_0 \rightarrow X_1 \; X_2 \; \dots \; X_n$

1) **Pro každý dědičný atribut *d* symbolu X_i pravé strany *d=frdi(*$a_1,a_2,\dots a_m$) , kde $a_1, a_2, \dots a_m$ jsou buď dědičné atributy symbolu X_0 nebo dědičné a syntetizované atributy symbolů $X_1,X_2,\dots X_{i-1}$**
2) **Pro každý syntetizovaný atribut *s* levostranného symbolu X_0 je s=*frs0 (*$a_1, a_2, \dots a_m$) , kde $a_1, a_2, \dots a_m$ jsou buď dědičné atributy symbolu X_0 nebo dědičné a syntetizované atributy symbolů z pravé strany pravidla.**

Překlad při LL analýze

Pro LL analýzu musí být splněno:

1. **vstupní gramatika (gram. bez výstupních symbolů) splňuje LL podmínky.**
2. **PG je sémanticky jednoznačná (pravidla se nesmí odlišovat pouze výstupními symboly).**
3. **je L-atributovaná**

Konstrukce rozkladové tabulky je stejná (s uvážením vstupního homomorfismu) jako akceptačního automatu.

Postup zpracování vstupního řetězce je obdobný jako u akceptačního automatu s těmito rozdíly:

1. **Do zásobníku jsou ukládány symboly včetně jejich atributů**
2. **Je-li na vrcholu zásobníku výstupní symbol, je přenesen i s atributy do výstupu**
3. **Při expanzi se provedou sémantické akce příslušného pravidla**

Př. Překlad přiřazovacího příkazu do postfixových instrukcí

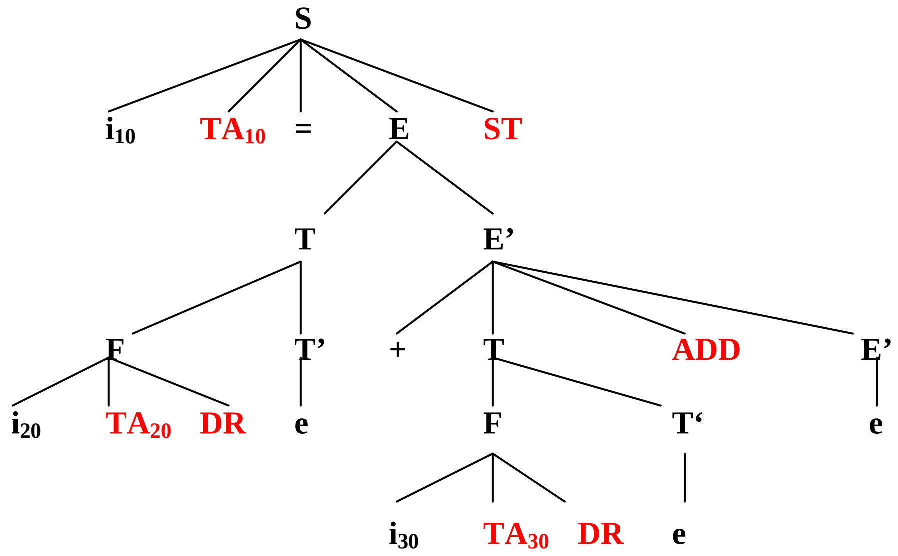
APG= (překl.gr.pro přiřazovací příkaz, s výst. symboly *TA, DR, ST, ADD, MUL*
Syntetizovaný atribut adr,
Sémantická pravidla)

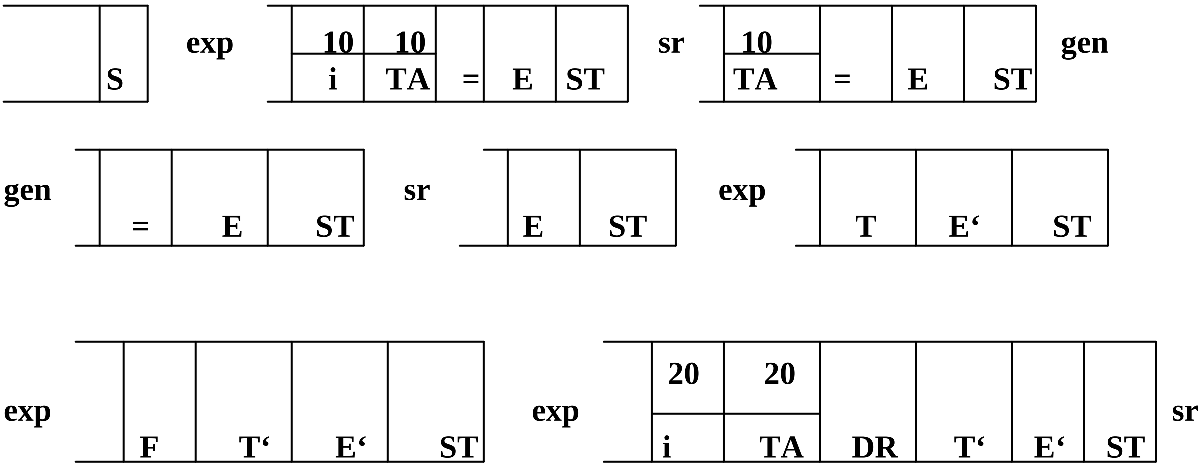
Gramatická pravidla	sémantická pravidla
1. S → i *TA* = E *ST*	***TA*.adr ← i.adr**
2. E → T E'	
3. E' → + T *ADD* E'	
4. E' → e	
5. T → F T'	
6. T' → * F *MUL* T'	
7. T' → e	
8. F → (E)	
9. F → i *TA* *DR*	***TA*.adr ← i.adr**

Překlad probíhá současně s analýzou:

	=	i	+	*	(	)	e
S		**1**					
E		**2**			**2**		
E'			**3**			**4**	**4**
T		**5**			**5**		
T'			**7**	**6**		**7**	**7**
F		**9**			**8**		

Např. i_{10} = i_{20} + i_{30}





sr …

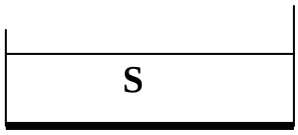
př.) Překlad přiřazovacího příkazu do čtveřic

Zavedeme pomocnou fci NPP pro generování nové pomocné proměnné, výstupní symboly ASS, ADD, MUL a atributy

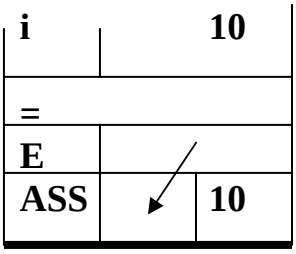
Symb.	Atributy	Význam
E	E.ukaz	ukazatel na místo kam dosadit adresu s hodn. E
ASS	ASS.p ASS.l	adresa pravé a levé strany přiřazení
E’	E’.adr E’.ukaz	adresa s hodnotou E’, ukazatel kde má být E’ použita
ADD	ADD.l ADD.p ADD.v	adresy levého, pravého a výsledkového operandu
MUL	“----------“ ---------“	“----------“ ---------“
T	T.ukaz	ukazatel kam dosadit adresu s hodnotou T
T’	T’.adr T’.ukaz	adresa s hodnotou T’, ukazatel kde má být T’ použita
F	F.ukaz	ukazatel kam dosadit adresu s hodnotou F
i.adr		adresa přidělená identifikátoru i

syntaktická pravidla	sémantická pravidla
1) S → i = E ASS	ASS.l ← i.adr ; E.ukaz ← ukazatel na ASS.p
2) E → T E‘	E‘.ukaz ← E.ukaz ; T.ukaz ← ukazatel na E‘.adr
3) E‘ → + T ADD E'^{1}	PP ← NPP ; ADD.v ← PP ; ADD.l ← E’.adr ; E'^{1}.adr←PP ; T.ukaz←ukazatel na ADD.p ; E'^{1}.ukaz←E’.ukaz
4) E‘ → e	kam ukazuje E’.ukaz ← E’.adr
5) T → F T’	T’.ukaz ← T.ukaz ; F.ukaz ← ukazatel na T’.adr
6) T’ → * F MUL T'^{1}	PP ← NPP ; MUL.v ← PP ; MUL.l ← T’.adr ; T'^{1}.adr←PP ; F.ukaz←ukazatel na MUL.p ; T'^{1}.ukaz←T’.ukaz
7) T’ → e	kam ukazuje T’.ukaz ← T’.adr
8) F → (E)	E.ukaz = F.ukaz
9) F → i	kam ukazuje F.ukaz ← i.adr

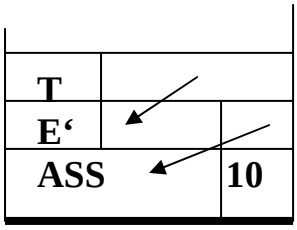
Př. $i_{10} = i_{20} + i_{30}$



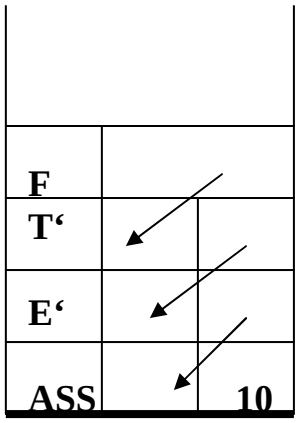
ex 1



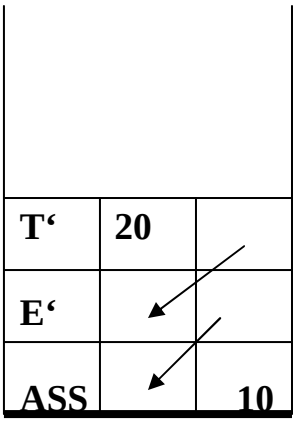
sr,sr,ex2



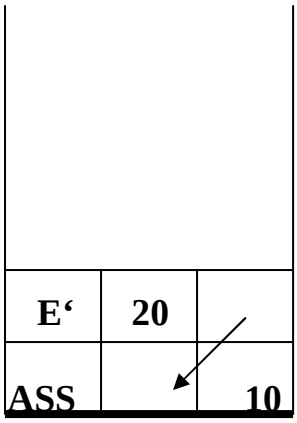
ex 5



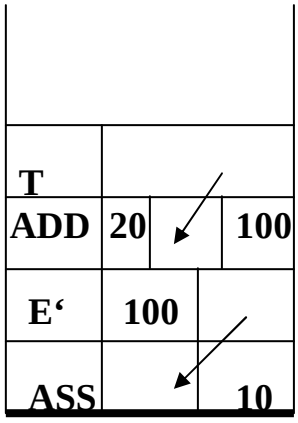
ex9,sr



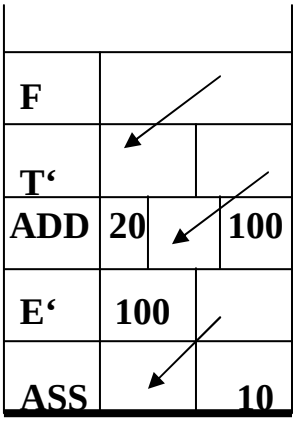
ex7



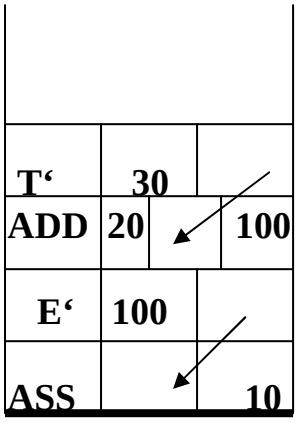
ex 3, sr



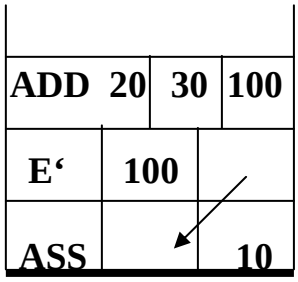
ex5



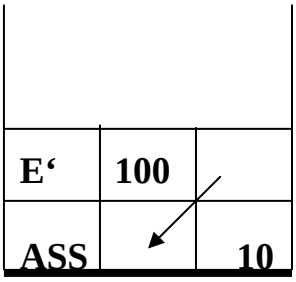
ex9,sr



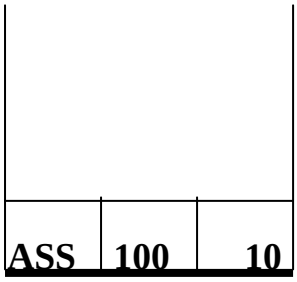
ex 7



gen



ex4



gen

Překlad při LR analýze

Př. Překlad přiřazovacího příkazu zdola nahoru do postfixové notace

	=	i	+	*	(	)	e	E	T	F	LS	+	*	(	)	=	i	S
#		P									LS						i1	S
E1			P				7					+						
T1			2	P		2	2						*					
F1			4	4		4	4											
i2			6	6		6	6											
(		P			P			E2	T1	F1				(			i2	
+		P			P				T2	F1				(			i2	
*		P			P					F2				(			i2	
E2			P			P						+			)			
T2			1	P		1	1						*					
F2			3	3		3	3											
)			5	5		5	5											
LS	P															=		
=		P			P			E1	T1	F1				(			i2	
S							A											
i1	8																	

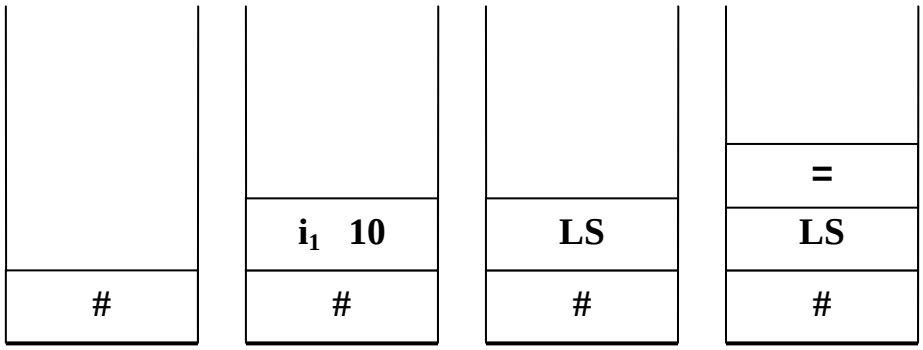
Gramatika rozšířená o sémantické akce prováděné při redukcích:

0) **S'** → **S**
1) **E** → **E + T** **GEN(ADD)**
2) **E** → **T**
3) **T** → **T * F** **GEN(MUL)**
4) **T** → **F**
5) **F** → **(E)**
6) **F** → **i** **GEN(TA i.adr) ; GEN(DR)**
7) **S** → **LS = E** **GEN(ST)**
8) **LS** → **i** GEN(TA i.adr)

Tak jednoduché je to v případech, když APG používá jen syntetizované atributy a výstupní symboly jsou jen na koncích pravých stran pravidel. Taková APG se nazývá S-atributovaná.
Ve formalismu APG místo akcí generování zavedeme výstupní symboly

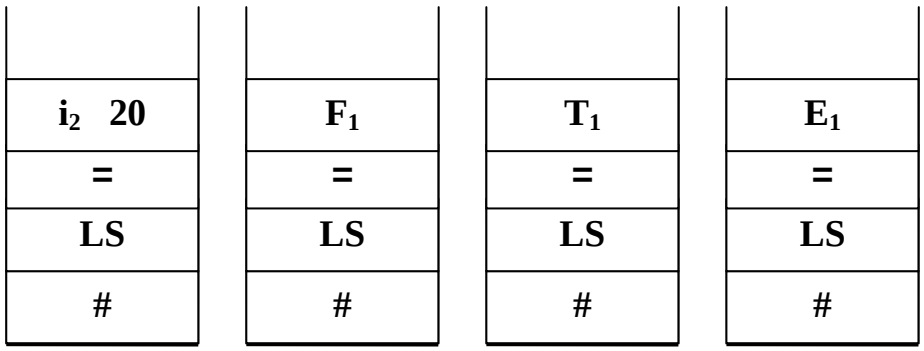
	syntax			**sémantika**
0)	**S'**	→	**S**	
1)	**E**	→	**E + T ADD**	
2)	**E**	→	**T**	
3)	**T**	→	**T * F MUL**	
4)	**T**	→	**F**	
5)	**F**	→	**(E)**	
6)	**F**	→	**i TA DR**	**TA .adr = i.adr**
7)	**S**	→	**LS = E ST**	
8)	**LS**	→	**i TA**	**TA .adr = i.adr**

Př. $i_{10} = i_{20} + i_{30}$



P 8 P P

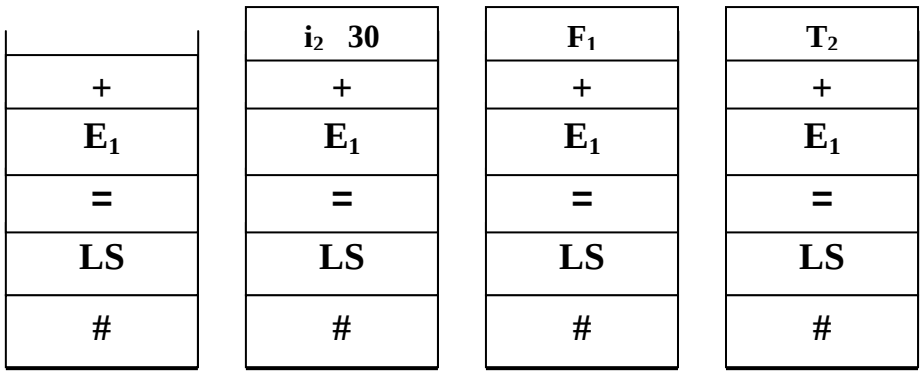
TA 10



P 6 4 2 P

TA 20

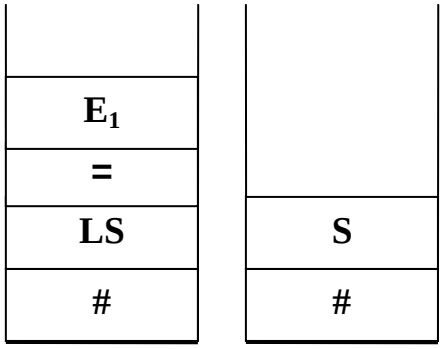
DR



P 6 4 1

TA 30 ADD

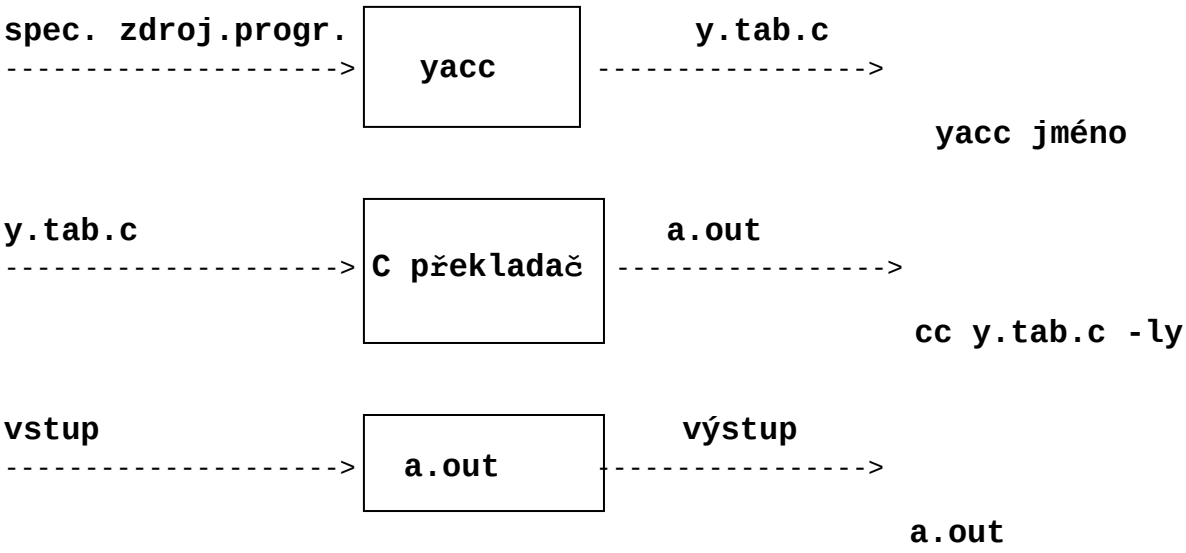
DR



7 **Akcept**

ST

YACC



Tvar zdrojového programu:

```
deklarace
%%
překladová pravidla
%%
pomocné C - programy
```

Tvar překladových pravidel:

```
<levá strana> : <pravá strana 1> {sémantická akce 1}
              | <pravá strana 2> {sémantická akce 2}
                        ...
              | <pravá strana n> {sémantická akce n}
```

Deklarace obsahují:

1. Běžné C deklarace oddělené %{ a %}
2. Deklarace gramatických symbolů, pojmenovávajících terminální symboly

Metasymboly:

```
      '  ' omezovače terminálního symbolu
     $$   hodnota atributu levostranného symbolu
     $i   hodnota atributu i-tého pravostranného symbolu
```

Pomocné procedury:

Musí vždy uvést lexikální analyzátor yylex().
Lze jej nahradit # include "lex.yy.c"
Další pomocné procedury jsou fakultativní

Příklad kalkulačky.
Čte aritmetický výraz a vyhodnocuje jej

```
%{
#include <ctype.h>
%}
%token DIGIT
%%
line      :      expr '\n'            {printf("%d\n", $1);}
          ;
expr      :      expr '+' term        {$$ = $1 + $3; }
          |      term
          ;
term      :      term '*' factor      {$$ = $1 * $3; }
          |      factor
          ;
factor    :      '(' expr ')'         {$$ = $2; }
          |      DIGIT
          ;
%%
yylex() {
    int c;
    c = getchar();
    if (isdigit(c)) {
       yylval = c-'0';
       return  DIGIT;
    }
    return c;
}
```

Voláním yacc -v jmenosouboru
vytvoří navíc soubor y.out

```
state 0
     $accept : _line $end

     DIGIT  shift 6
     (  shift 5
     .  error

     line  goto 1
     expr  goto 2
     term  goto 3
     factor  goto 4


state 1
     $accept :  line_$end

     $end  accept
     .  error


state 2
     line :  expr_\n
     expr :  expr_+ term

     \n  shift 7
     +  shift 8
     .  error


state 3
     expr :  term_    (3)
     term :  term_* factor

     *  shift 9
     .  reduce 3


state 4
     term :  factor_    (5)

     .  reduce 5
```

```
state 5
     factor :  (_expr )

     DIGIT  shift 6
     (  shift 5
     .  error

     expr  goto 10
     term  goto 3
     factor  goto 4

state 6
     factor :  DIGIT_    (7)

     .  reduce 7


state 7
     line :  expr \n_    (1)

     .  reduce 1


state 8
     expr :  expr +_term

     DIGIT  shift 6
     (  shift 5
     .  error

     term  goto 11
     factor  goto 4

state 9
     term :  term *_factor

     DIGIT  shift 6
     (  shift 5
     .  error

     factor  goto 12

state 10
     expr :  expr_+ term
     factor :  ( expr_)

     +  shift 8
     )  shift 13
     .  error
```

```
state 11
     expr :  expr + term_    (2)
     term :  term_* factor

     *  shift 9
     .  reduce 2



state 12
     term :  term * factor_    (4)

     .  reduce 4


state 13
     factor :  ( expr )_    (6)

     .  reduce 6


8/200 terminals, 4/300 nonterminals
8/600 grammar rules, 14/750 states
0 shift/reduce, 0 reduce/reduce conflicts reported
8/350 working sets used
memory: states,etc. 72/12000, parser 9/12000
9/600 distinct lookahead sets
4 extra closures
14 shift entries, 1 exceptions
7 goto entries
3 entries saved by goto default
Optimizer space used: input 40/12000, output 218/12000
218 table entries, 204 zero
maximum spread: 257, maximum offset: 42
```

Příklad kalkulačky pro reálná čísla
(používá nejednoznačnou gramatiku)

```
%{
#include <ctype.h>
#include <stdio.h>
#define YYSTYPE double /*double typ pro Yacc stack*/
%}
%token NUMBER
%left '+' '-'
%left '*' '/'
%right UMINUS

%%
lines : lines expr '\n'  {printf("%g\n", $2); }
      | lines '\n'
      | /* e */
      ;
expr  : expr '+' expr            { $$ = $1 + $3; }
      | expr '-' expr            { $$ = $1 - $3; }
      | expr '*' expr            { $$ = $1 * $3; }
      | expr '/' expr            { $$ = $1 / $3; }
      | '(' expr ')'             { $$ = $2;      }
      | '-' expr %prec UMINUS    { $$ = - $2;    }
      | NUMBER
      ;
%%
yylex() {
      int c;
      while ( ( c = getchar() ) == ' ');
      if ( ( c == '.') || (isdigit(c)) ) {
            ungetc(c, stdin);
            scanf("%lf", &yylval);
            return NUMBER;
      }
      return c;
}
```

LALR algoritmus s konflikty řeší YACC takto:

Konflikt redukce-redukce řeší výběrem pravidla dle pořadí jejich uvedení.
Konflikt redukce-přesun řeší upřednostněním přesunu.