

Формални Езици и Езикови Процесори
ТУ, кат. КС, летен семестър 2012

Лекция 14

Тема:

Синтактичен Анализ (Просто Предшествие)

Съдържание:

- Синтактичен Анализ
- Формални Методи
- Възходяща /Bottom-Up/ Стратегия
- Метод на просто предшествие /simple precedence method/
- Examples

СА – формални методи

Дадено: КСГ граматика G , описваща език $L(G)$ и входен низ ω .

Задача: Изречение ли е вх. низ в езика $L(G)$?

Принадлежи ли низът на езика $\omega \in L(G)$?

Ако Да, да се построи syntax (parse) tree.

Иначе, грешка.

Две стратегии за строеж на синтактично дърво:

Низходяща top-down (from root to leaves);

Възходяща bottom-up (from leaves to root).

Top-down низходящ подход

Постановка :

Входна лента

Изх. лента

Стек

Статус преди СА

Статус след СА

скан показалец

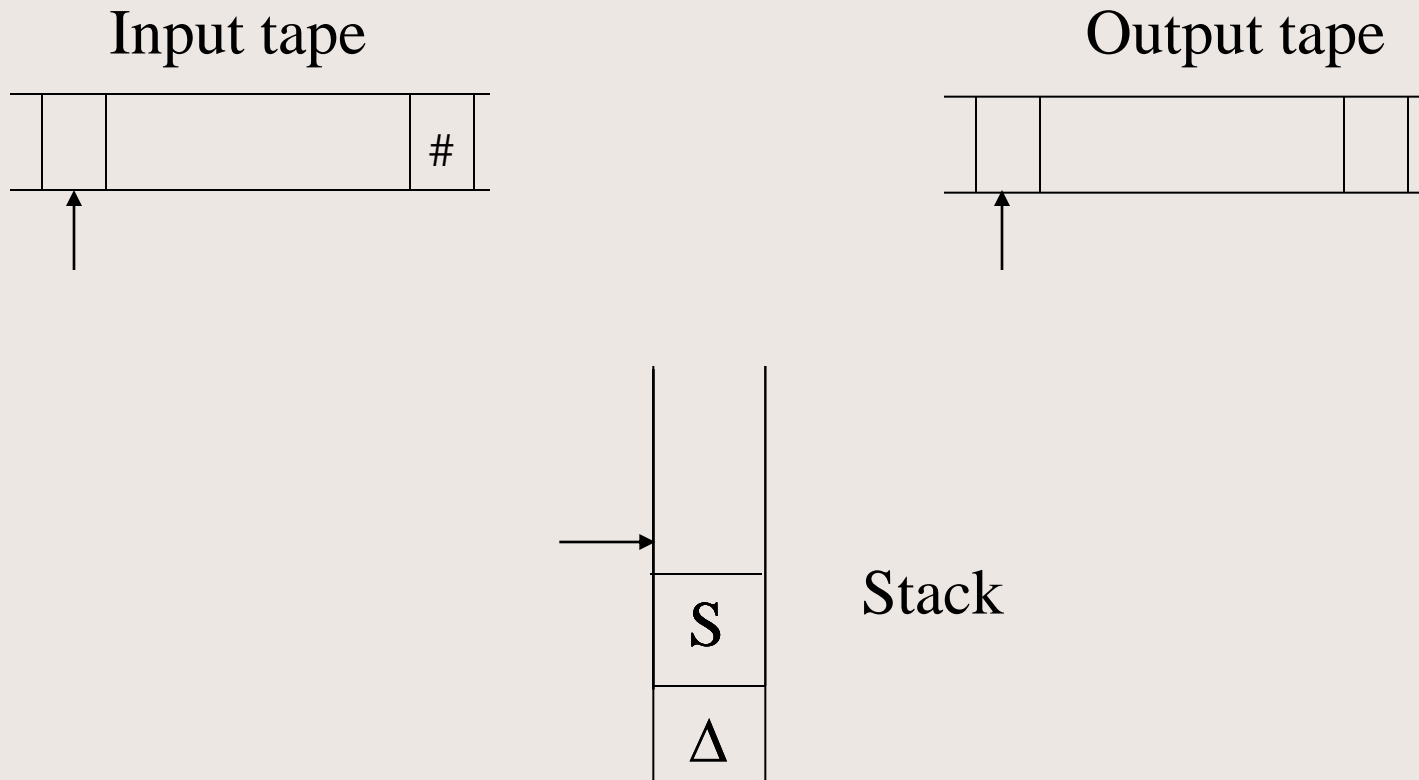
скан показалец

top stack: старт. нетерминал

празен стек

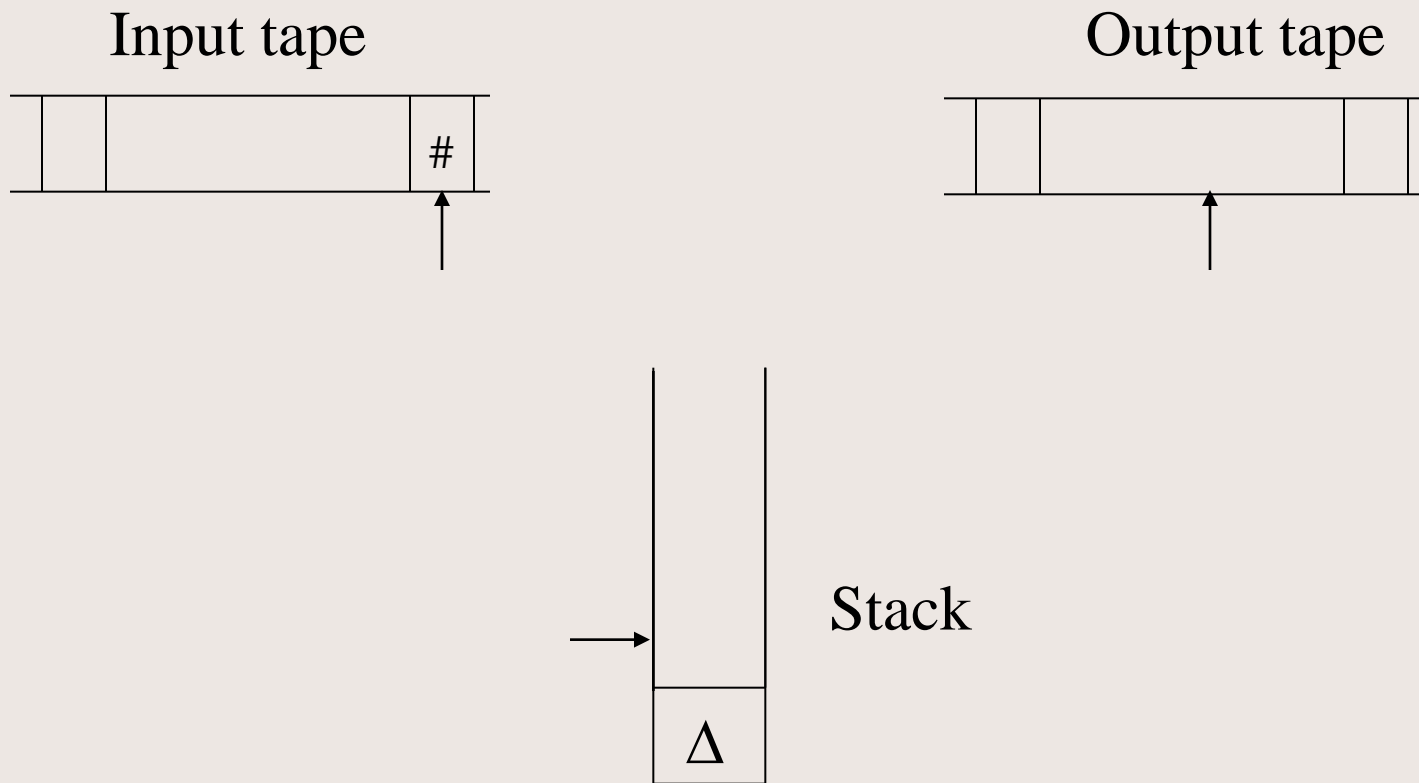
Top-down SA strategy

Статус преди СА



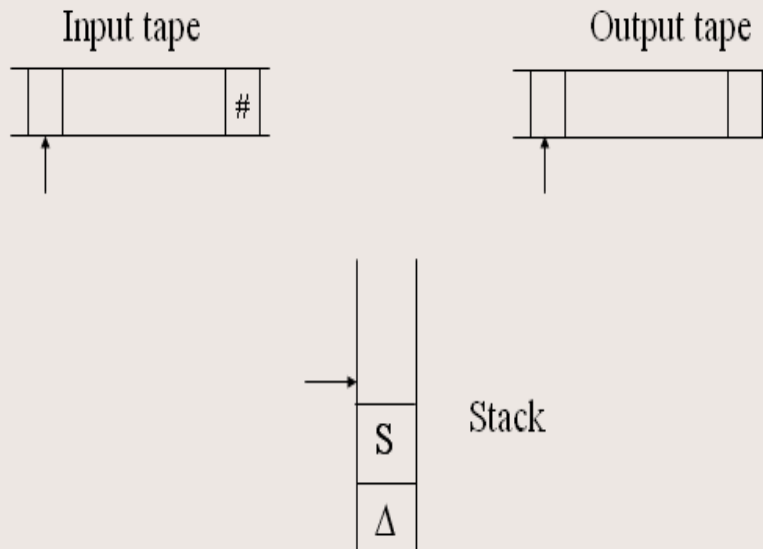
Top-down SA strategy

Статус след успешен СА

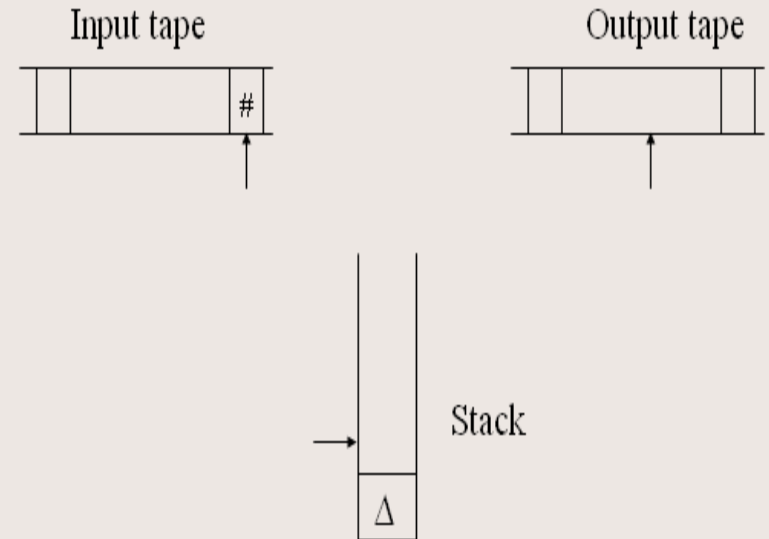


Reminder – top-down SA

Top-down SA strategy
status before parsing



Top-down SA strategy
status after successful parsing



Bottom-Up възходящ подход

Постановка :

Входна лента

Изх. лента

Стек

Статус преди СА

Статус след СА

скан показалец

скан показалец

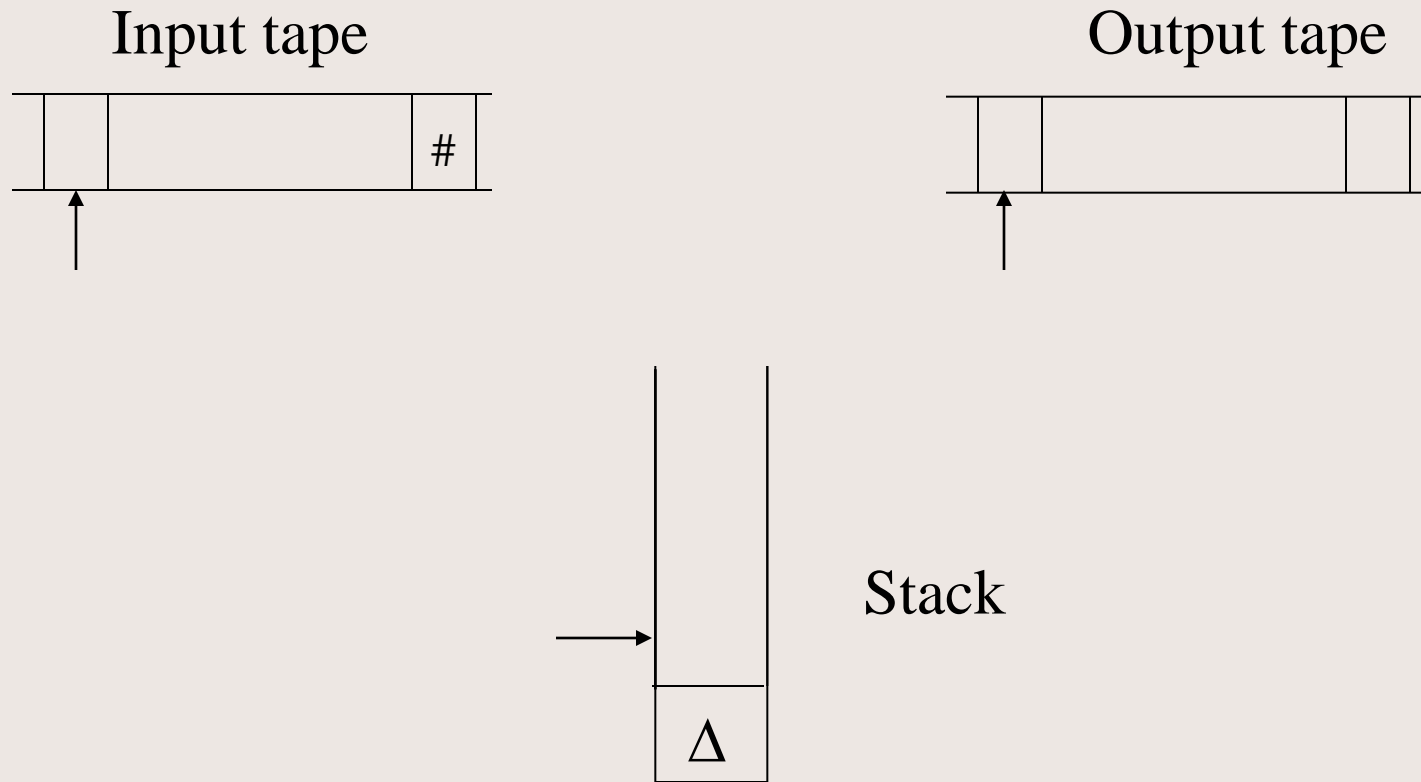
top stack: празен стек

старт. нетерминал

Припомням: основа – най-лява проста фраза

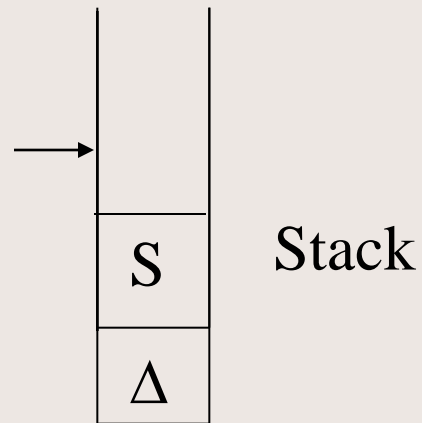
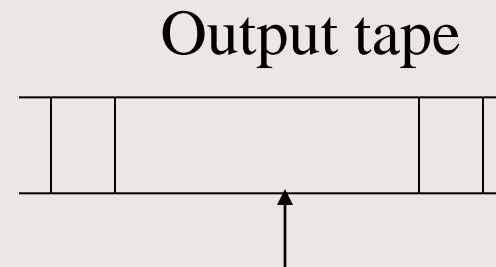
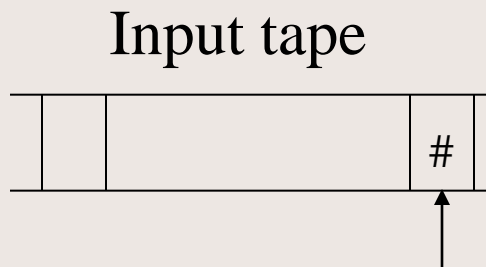
Bottom-Up SA strategy

Статус преди СА

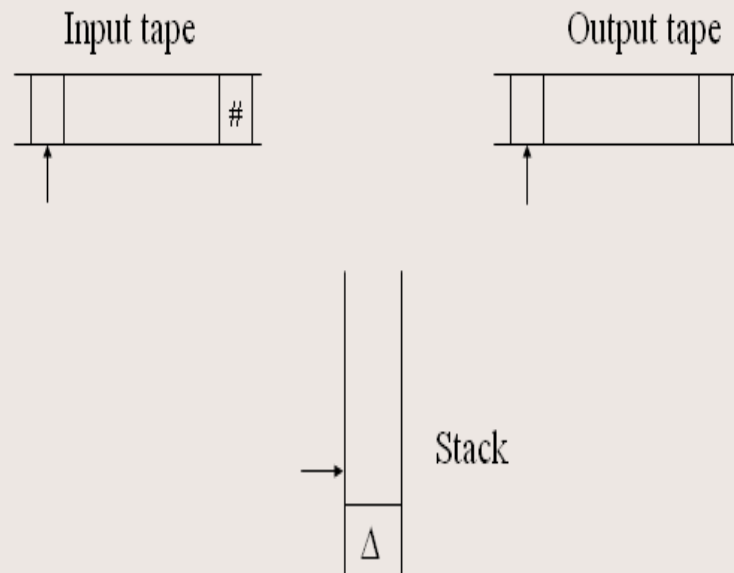


Bottom-Up SA strategy

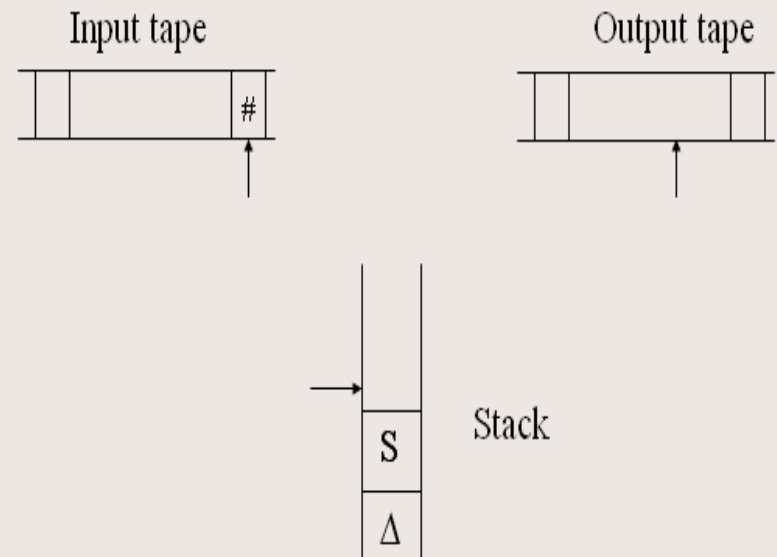
Статус след успешен СА



Bottom-up SA strategy status before parsing



Bottom-up SA strategy status after successful parsing



СА – формален проблем

Дадено: КСГ граматика G , описваща език $L(G)$ и входен низ ω .

Задача: Изречение ли е вх. низ в езика $L(G)$?
Принадлежи ли низът на езика $\omega \in L(G)$?

Ако Да, да се построи syntax (parse) tree.

Иначе, грешка

Как се строи синт. дърво? В каква форма се представя?

Генериране и съхранение на продукции такива, че приложени в прав ред ще потвърдят пораждането/деривацията от S до ω или приложени в обратен ред ще редуцират/свият входния низ от ω до стартовия нетерминал S .

СА като функция

Дадено: КСГ граматика G , описваща език $L(G)$ и входен низ ω .

Задачата за СА представена като функция:

$$SA(\omega) = k_1 k_2 k_3 \dots k_n$$

Вх. Низ ω е аргумент на функцията.

Функцията SA връща последователност от номера на продукции (т.е абстрактна форма на дървото на разбора).

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$a + a * a$$

$$\text{СА } (a + a * a) = ?$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

a + a * a

$$СА (a+a*a) = ?$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > F + a * a$$

$$СА (a+a*a) = 5$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a$$

$$СА (a+a*a) = 5$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{E} + a * a > T + a * a$$

$$СА (a+a*a) = 5\ 3$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a$$

$$СА (a+a*a) = 5\ 3$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + a * a$$

$$СА (a+a*a) = 5 3 1$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a$$

$$СА (a+a*a) = 5 3 1$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a > E + F * a$$

$$СА (a+a*a) = 5 3 1 5$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a > E + \underline{F} * a$$

$$СА (a+a*a) = 5 3 1 5$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a > \\ E + \underline{F} * a > E + T * a$$

$$\text{СА } (a+a*a) = 5 \ 3 \ 1 \ 5 \ 3$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a > \\ E + \underline{F} * a > E + T * \underline{a}$$

$$\text{СА } (a+a*a) = 5 \ 3 \ 1 \ 5 \ 3$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a > \\ E + \underline{F} * a > E + T * \underline{a} > E + T * F$$

$$СА (a+a*a) = 5 3 1 5 3 5$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a > \\ E + \underline{F} * a > E + T * \underline{a} > E + \underline{T * F}$$

$$СА (a+a*a) = 5 3 1 5 3 5$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a > \\ E + \underline{F} * a > E + T * \underline{a} > E + \underline{T * F} > E + T$$

$$\text{СА } (a+a*a) = 5\ 3\ 1\ 5\ 3\ 5\ 4$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a > \\ E + \underline{F} * a > E + T * \underline{a} > E + \underline{T} * F > \underline{E + T}$$

$$СА (a+a*a) = 5 3 1 5 3 5 4$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a >$$

$$E + \underline{F} * a > E + T * \underline{a} > E + \underline{T * F} > \underline{E + T} > E$$

$$\text{СА } (a+a*a) = 5\ 3\ 1\ 5\ 3\ 5\ 4\ 2$$

Пример: Bottom-up СА на АИ

$$a + a * a$$

Дадено: еднозначна КСГ граматика на АИ

1. $E \rightarrow T$

2. $E \rightarrow E + T$

3. $T \rightarrow F$

4. $T \rightarrow T * F$

5. $F \rightarrow a$

6. $F \rightarrow (E)$

$$\underline{a} + a * a > \underline{F} + a * a > \underline{T} + a * a > E + \underline{a} * a > \\ E + \underline{F} * a > E + T * \underline{a} > E + \underline{T} * F > \underline{E + T} > E$$

$$\text{СА } (a+a*a) = 5 3 1 5 3 5 4 2$$

5/20/2012 Десен каноничен анализ в обратен ред

основа – най-лява проста фраза

Bottom-up СА методи са известни като SR-методи.

- SR – Shift (входният символ се записва shift/push в стека)
- SR – Reduce (на върха на стека се локализира дясна страна на правило, която се редуцира/свива до съответния ляв нетерминал)
- Подниз на СФ (дясна страна на продукцията), локализиран и подлежащ на редукция до ляв нетерминал се нарича *основа/связка/handle* – най-лявата проста фраза в една СФ

Основа – формална дефиниция

Основата като най-лява проста фраза не винаги е физически най-лявата проста фраза.

... $\underline{E+T} * F > E * F$ – грешка, няма път към E

... $E + \underline{T * F} > \underline{E+T} > E$ – успех

Handle/Основа/ на СФ е най-левият низ проста фраза такава, че след свиването ѝ до левия нетерминал, отново се получава низ СФ.

Затова, за да се открие основа не е достатъчно да се локализира единствено проста фраза.

Нужен/необходим е анализ на контекста.

Нов пример

Дадени граматика и низ за разпознаване: $aaba$

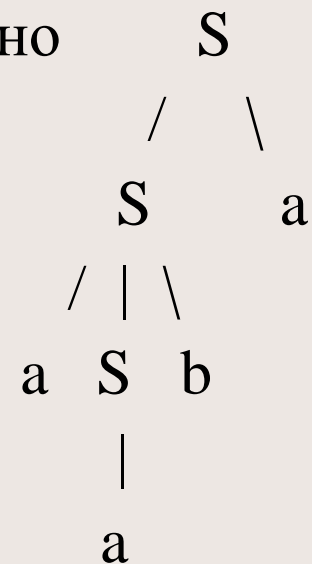
Нека дървото на разбора е построено

$S \rightarrow S a$

$S \rightarrow a S b$

$S \rightarrow a$

$S \rightarrow b$



Последователността от редукции е следната:

Нов пример

Дадени граматика и низ за разпознаване: $aaba$

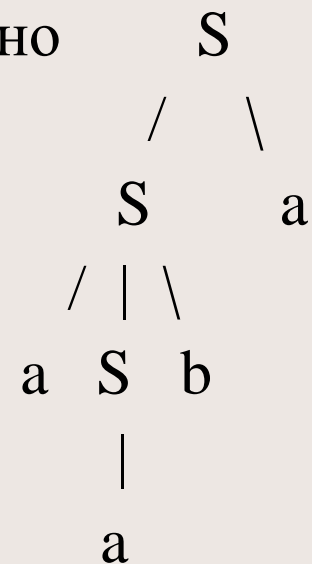
Нека дървото на разбора е построено

$S \rightarrow S a$

$S \rightarrow a S b$

$S \rightarrow a$

$S \rightarrow b$



Последователността от редукции е показана:

a a b a

Нов пример

Дадени граматика и низ за разпознаване: $aaba$

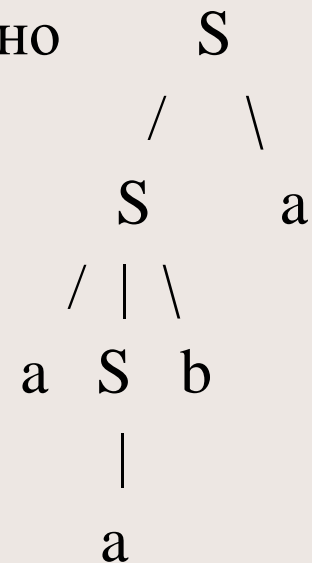
Нека дървото на разбора е построено

$S \rightarrow S a$

$S \rightarrow a S b$

$S \rightarrow a$

$S \rightarrow b$



Последователността от редукции е показана:

$a \underline{a} b a$

Нов пример

Дадени граматика и низ за разпознаване: $aaba$

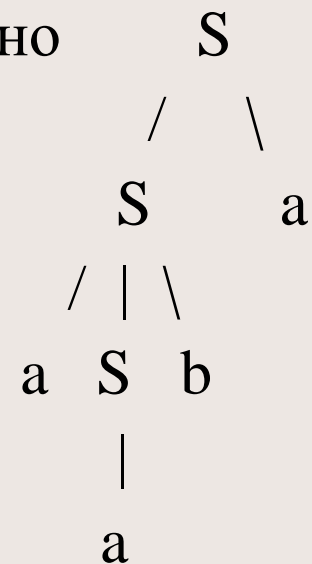
Нека дървото на разбора е построено

$S \rightarrow S a$

$S \rightarrow a S b$

$S \rightarrow a$

$S \rightarrow b$



Последователността от редукции е показана:

$a \underline{a} b a > a S b a$

Нов пример

Дадени граматика и низ за разпознаване: $aaba$

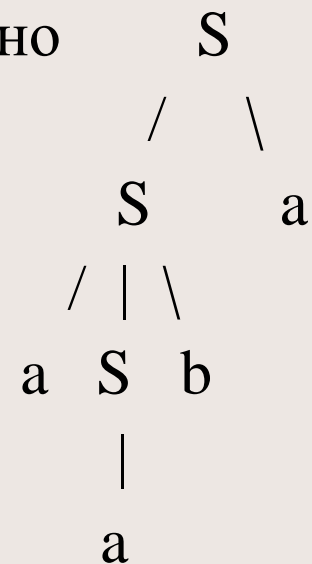
Нека дървото на разбора е построено

$S \rightarrow S a$

$S \rightarrow a S b$

$S \rightarrow a$

$S \rightarrow b$



Последователността от редукции е показана:

$a \underline{a} b a > \underline{a} S b a$

Нов пример

Дадени граматика и низ за разпознаване: $aaba$

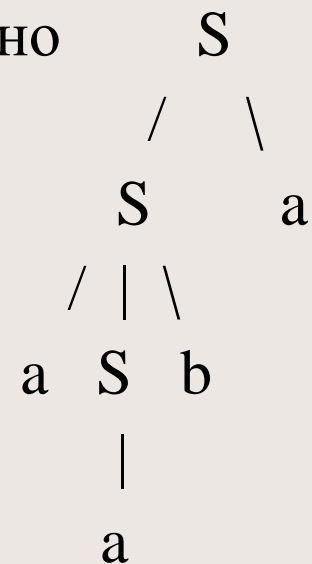
Нека дървото на разбора е построено

$S \rightarrow S a$

$S \rightarrow a S b$

$S \rightarrow a$

$S \rightarrow b$



Последователността от редукции е показана:

$a \underline{a} b a > \underline{a S b} a > S a$

Нов пример

Дадени граматика и низ за разпознаване: $aaba$

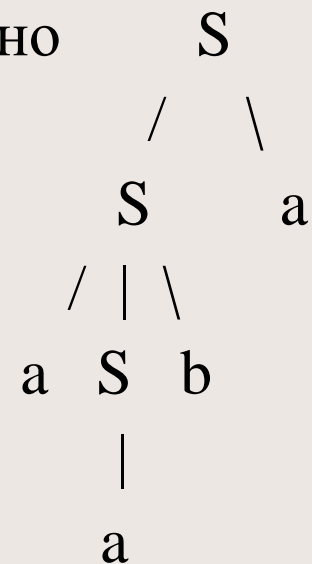
Нека дървото на разбора е построено

$S \rightarrow S a$

$S \rightarrow a S b$

$S \rightarrow a$

$S \rightarrow b$



Последователността от редукции е показана:

$a \underline{a} b a > \underline{a S b} a > \underline{S a}$

Нов пример

Дадени граматика и низ за разпознаване: $aaba$

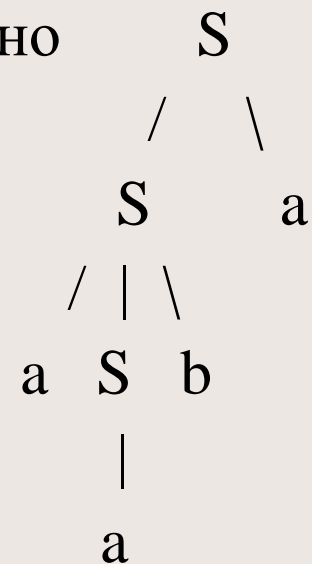
Нека дървото на разбора е построено

$S \rightarrow S a$

$S \rightarrow a S b$

$S \rightarrow a$

$S \rightarrow b$



Последователността от редукции е показана:

$a \underline{a} b a > \underline{a S b} a > \underline{S a} > S$

Основа/Handle (прод.)

- Всички възходящи СА методи са базирани на цикъл, в тялото на който се локализира основа с последваща редукция до ляв нетерминал.
- При излизане от цикъла, стартовият нетерминал се очаква да е единственият символ на върха на стека.
- Ако се излезе от цикъла в друг контекст или не може да се локализира основа, това е грешка.
- Теорема: **Надясно от основата има само терминални символи.**

Възходящи СА методи

- a/ Определяне на основата чрез ограничен контекст (Bound Context $BC(m,n)$ граматика);
- b/ Определяне на основата чрез отношения на просто предшествование между терминалните и нетерминалните символи (граматика с просто предшествование);
- c/ Определяне на основата чрез отношения на операторно предшествование между терминалните символи (граматика с операторно предшествование);
- d/ Определяне на основата чрез LR ситуации (LR(k) граматика, LR(1) граматика, SLR(1) граматика, LALR(1) граматика).

Видове $VC(m,n)$ грамматики

- $VC(m,n)$
- $RVC(n)$ $RVC(1)$
- $LVC(m)$ $LVC(1)$

Метод ПП просто предшествие

Wirth и Weber(1966) откриват СА метод, който определя основата чрез сравнение на двойка символи (top stack char - current input char, или два съседни stack chars). Отношения, наречени просто предшествие $<$, $=$, $>$ се въвеждат за сравнение на двойката символи.

Отношения на просто предшествие се дефинират между терминални и нетерминални символи.

Следният алгоритъм служи да локализира основата:

Даден е подниз от СФ: ... $s_1 s_2 s_3 \dots s_4 s_5 s_6 \dots$

Ако се установи конфигурация с ПП отношения такава, че $s_1 < s_2$, $s_2 = s_3$, ... , $s_4 = s_5$, $s_5 > s_6$ тогава поднизът $s_2 s_3 \dots s_4 s_5$ се класифицира като основа/handle.

Метод ПП просто предшествие

С други думи:

- ПП релация $<$ е ляв ограничител на основата.
- ПП релация $>$ е десен ограничител на основата.
- ПП релация $=$ е валидна между съседните символи от основата.
- Следват примери с ПП релации.

Релации ПП просто предшествование

Определение:

$$X = Y, \text{ iff}$$

Еднакво предшествование за X и Y

$$X < Y, \text{ iff}$$

Y предшества X (X е ляв ограничител)

$$X > Y, \text{ iff}$$

X предшества Y (Y е ограничител отдясно)

Как се определя основата

локализиране (фиксиране) на
основата чрез отношения на
предшествие (просто предшествие
и операторно предшествие)

< ляв ограничител на основата

= еднакво предшествие

> десен ограничител на основата

КСГ с ПП просто предшествие

Една КСГ е граматика с ПП, ако:

а/ има не повече от едно отношение на ПП (т.е 0 или 1) в коя да е двойка символи, съставена от терминали и/или нетерминали.

Ограничения върху КСГ с ПП

Ограничения за прилагане на ПП СА метод:

- а/ без правила с еднаква дясна част;
- б/ без празни продукции;
- с/ не повече от едно отношение на ПП в коя да е двойка символи, съставена от терминали и/или нетерминали.

Алгоритъм за СА по метод ПП

1. Вх. Символи се пренасят в стека ако или докато са в сила ПП релации $top < ch$ или $top = ch$ (действие S-Shift).
2. Shift действието прекъсва при регистриране на ПП релация $top > ch$ (ограничител отдясно).
3. Сега, стекът съдържа основа и тя се локализира чрез сканиране на стек символите, докато се регистрира ПП релация $<$ (ляв ограничител).
4. Фиксираната основа се редуцира до левия си нетерминал (действие R-Reduce).

ПП управляваща таблица

Отношенията на ПП са възможни между всички терминални и/или нетерминални символи.

Следва управляващата таблица на ПП да се структурира като квадратна матрица с размер $\text{row}(\Sigma \cup N) \times \text{row}(\Sigma \cup N)$

Упр таблица за ПП – пример 1

Дадена е следната КСГ

$S \rightarrow a S S b$

$S \rightarrow c$

Управляваща таблица ПП

	S	a	b	c
S	x	x	x	x
a	x	x	x	x
b	x	x	x	x
c	x	x	x	x

ПП управляваща таблица

$S \rightarrow a S S b$

$S \rightarrow c$

Две множества: $LS(S) = \{ a, c \}$ $RS(S) = \{ b, c \}$

Съставят се всички възможни двойки символи

a,S

S,S

S,b

ПП управляваща таблица

$S \rightarrow a S S b$

$S \rightarrow c$

Две множества: $LS(S) = \{ a, c \}$ $RS(S) = \{ b, c \}$

Съставят се всички възможни двойки символи

a, S

S, S

S, b

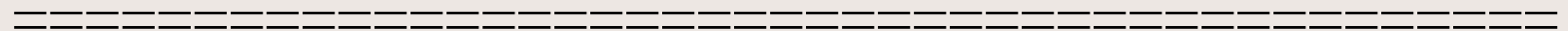


ПП релация =:

$a=S$

$S=S$

$S=b$



Упр таблица за ПП – пример 1

Дадена е следната КСГ

$S \rightarrow a S S b$

$S \rightarrow c$

Управляваща таблица ПП

	S	a	b	c
S	=	x	=	x
a	=	x	x	x
b	x	x	x	x
c	x	x	x	x

ПП управляваща таблица

$S \rightarrow a S S b$

$S \rightarrow c$

Две множества: $LS(S) = \{ a, c \}$ $RS(S) = \{ b, c \}$

Съставят се всички възможни двойки символи

	a,S	S,S	S,b
ПП релация =:	a=S	S=S	S=b
ПП релация <:	a<LS(S) a<{a, c}	S<LS(S) S<{a, c}	n/a

Упр таблица за ПП – пример 1

Дадена е следната КСГ

$S \rightarrow a S S b$

$S \rightarrow c$

Управляваща таблица ПП

	S	a	b	c
S	=	<	=	<
a	=	<	x	<
b	x	x	x	x
c	x	x	x	x

ПП управляваща таблица

$S \rightarrow a S S b$

$S \rightarrow c$

Две множества: $LS(S) = \{ a, c \}$ $RS(S) = \{ b, c \}$

Съставят се всички възможни двойки символи

	a,S	S,S	S,b
ПП релация =:	a=S	S=S	S=b
ПП релация <:	a<LS(S) a<{a, c}	S<LS(S) S<{a, c}	n/a
ПП релация >:	n/a	RS(S)>LS(S) {b, c}>{a, c}	RS(S)>b {b, c}>b

ПП управляваща таблица

$S \rightarrow a S S b$

$S \rightarrow c$

Управляваща таблица ПП

	S	a	b	c
S	=	<	=	<
a	=	<	x	<
b	x	>	>	>
c	x	>	>	>

ПП управляваща таблица

Дадена е следната КСГ на АИ

$E \rightarrow T \mid E + T$

$T \rightarrow F \mid T * F$

$F \rightarrow a \mid (E)$

Управляваща таблица ПП

	E	T	F	a	(+	*)
E	x	x	x	x	x	x	x	x
T	x	x	x	x	x	x	x	x
F	x	x	x	x	x	x	x	x
a	x	x	x	x	x	x	x	x
(x	x	x	x	x	x	x	x
+	x	x	x	x	x	x	x	x
*	x	x	x	x	x	x	x	x
)	x	x	x	x	x	x	x	x

ПП управляваща таблица

$E \rightarrow T \mid E + T$

$T \rightarrow F \mid T * F$

$F \rightarrow a \mid (E)$

$LS(E) = \{E, T, F, a, (\}$

$LS(T) = \{T, F, a, (\}$

$LS(F) = \{a, (\}$

$RS(E) = \{T, F, a,)\}$

$RS(T) = \{F, a,)\}$

$RS(F) = \{a,)\}$

ПП релация =

Всички двойки символи

$E, +$ $+, T$ $T, *$ $*, F$ $(, E$ $E,)$

$E = +$ $+ = T$ $T = *$ $* = F$ $(= E$ $E =)$

ПП управляваща таблица

$E \rightarrow T \mid E + T$

$T \rightarrow F \mid T * F$

$F \rightarrow a \mid (E)$

$LS(E) = \{E, T, F, a, (\}$

$LS(T) = \{T, F, a, (\}$

$LS(F) = \{a, (\}$

$RS(E) = \{T, F, a,)\}$

$RS(T) = \{F, a,)\}$

$RS(F) = \{a,)\}$

ПП релация <

Всички двойки символи, елиминират се непродуктивните

$E, +$	$+ , T$	$T , *$	$* , F$	$(, E$	$E ,)$
n/a	$+ < LS(T)$	n/a	$* < LS(F)$	$(< LS(E)$	n/a

ПП управляваща таблица

$E \rightarrow T \mid E + T$

$LS(E) = \{E, T, F, a, (\}$

$RS(E) = \{T, F, a,)\}$

$T \rightarrow F \mid T * F$

$LS(T) = \{T, F, a, (\}$

$RS(E) = \{F, a,)\}$

$F \rightarrow a \mid (E)$

$LS(F) = \{a, (\}$

$RS(F) = \{a,)\}$

ПП релация >

Всички двойки символи, елиминират се непродуктивните

E,+ **+,T** **T,*** ***,F** **(,E** **E,)**

RS(E)>+ n/a **RS(T)>*** n/a n/a **RS(E)>)**

ПП управляваща таблица

$E \rightarrow T \mid E + T$

$T \rightarrow F \mid T * F$

$F \rightarrow a \mid (E)$

Управляваща таблица ПП

	E	T	F	a	(+	*)
E	x	x	x	x	x	=	x	=
T	x	x	x	x	x	>	=	>
F	x	x	x	x	x	>	>	>
a	x	x	x	x	x	>	>	>
(=<	<	<	<	<	x	x	x
+	x	=<	<	<	<	x	x	x
*	x	x	=	<	<	x	x	x
)	x	x	x	x	x	>	>	>

ПП управляваща таблица

Как се разрешават конфликтите:

$(\preceq E$

$+ \preceq T$

$E \rightarrow T \mid E + T$

$E \rightarrow E1$

$T \rightarrow F \mid T * F$

$E1 \rightarrow T1 \mid E1 + T1$

$F \rightarrow a \mid (E)$

$T1 \rightarrow T$

$T \rightarrow F \mid T * F$

$F \rightarrow a \mid (E)$

Разширение на ПП упр таблица

С цел третиране на маркера дъно на стек Δ и маркера за край на входния поток $\#$ като терминални символи и определяне на ПП релации, се въвежда над стартов нетерминал

$$E_p \rightarrow \Delta E \#$$

Δ води до допълнителен ред в упр таблица.

$\#$ води до допълнителна колона в упр таблица.

Съставете ПП упр таблица

$S \rightarrow (R \mid a$

$R \rightarrow S a)$

Управляваща таблица ПП

	S	R	a	()
--	---	---	---	---	---

S					
---	--	--	--	--	--

R					
---	--	--	--	--	--

a					
---	--	--	--	--	--

(
---	--	--	--	--	--

)					
---	--	--	--	--	--

Съставете ПП упр таблица

$S \rightarrow S A \mid A$

$A \rightarrow (S) \mid ()$

Управляваща таблица ПП

S A ()

S

A

(

)

Съставете ПП упр таблица

$S \rightarrow A S \mid A$

$A \rightarrow (S) \mid ()$

Управляваща таблица ПП

S A ()

S

A

(

)

Съставете ПП упр таблица

$S_p \rightarrow \Delta S \#$

$S \rightarrow a A B e$

$A \rightarrow A b c \mid b$

$B \rightarrow d$

Управляваща таблица ПП

	S	A	B	a	b	c	d	e	#
--	---	---	---	---	---	---	---	---	---

S									
A									
B									
a									
b									
c									
d									
e									
Δ									

Благодаря
За
Вниманието

5/20/2012

assoc. prof. Stoyan Bonev

72