

Анна Алексеевна

с1.

Опр.: Алфавит — конечн. мн. симв.

Опр.: Условка (симв-в) в алфавите T — конечн. посл. симв. в алф-то.

Опр.: Длинна условки — кол-во симв-в.

Опр.: Пустая условка — ϵ , $|\epsilon| = 0$.

Опр.: $w = xyz$, x, y, z — подусловка
 x — префикс, z — суф-с.

Опр.: Язык — мн. усл. в неск. алф. T .

L_1, L_2 в T : 1) $L_1 L_2 = \{pq, p \in L_1, q \in L_2\}$

2) L_1^* а) $L_1^0 = \{\epsilon\}$
 б) $L_1^n = L_1 L_1^{n-1}$, $n \geq 1$
 в) $L_1^* = \bigcup_{n=0}^{\infty} L_1^n$

Пример: $L_1 = \{aa, b\}$ $L_2 = \{e, ab, b\}$

$L_1 L_2 = \{aa, aab, aab, b, ba, ab, bb\}$

$L_1^* = \{\epsilon, aa, b, aaaa, aab, bb, \dots\}$

Грамматика:

$G = (N, T, P, S)$

- N — нетерминалов

- T — алф. термини-е

$N \cap T = \emptyset$

- P — кон. мн. правил вобвода

$\alpha \rightarrow \beta$

$\alpha \in (NUT)^* N (NUT)^*$

$\beta \in (NUT)^*$

- $S \in N$ — нач. символ (аксиома)

4) КС-грамм $L = \{a^m b^n c^{2k} / m + k \geq 0\}$

5) Верно ли что $x \in L(G)$ $x = a^* c b^*$

$S \rightarrow B a b / a D a$; $A \rightarrow D c / c A$; $B \rightarrow S b / b$; $D \rightarrow A B b$

Опр.: Бинарными вывод-ки на $(NUT)^*$, если $(\alpha \rightarrow \beta) \in P$ тогда $\forall \alpha, \beta \in (NUT)^*$
 $\alpha \vee \beta \Rightarrow \alpha \wedge \beta$

Опр.: $\Rightarrow^*$ - рекур. транзитив. замык. отн. выв.
 $\Rightarrow^+$ - транзитив. замык.

Опр.: Сентенциальная форма грамматической G - цепочка термин. символов, вывод-ки из S .

Типы (кр) по Хомскому

г.0 1) Если гр. выв. не удовл. никаким деп. опр $\rightarrow$ г.0

г.1 2) Если а) $\alpha \rightarrow \beta$ (кроме $S \rightarrow e$) $|\alpha| \leq |\beta|$
 б) $(S \rightarrow e) \in P$, то S не вер. ни в каких прав-х частях правил $\rightarrow$ г.1 (КЗ, неурог.)

г.2 3) $A \rightarrow \beta$, $A \in N$, $\beta \in (NUT)^*$
 $\rightarrow$ г.2 (КС)

г.3 4) $A \rightarrow xB$ либо $A \rightarrow x$, $A, B \in N$, $x \in T^*$
 $\rightarrow$ (правильн-е.) г.3

Опр.: Язык, порождая гр. г.1, наз. яз. г.1

Пример двурогие: (г.2 и г.3)

$S \rightarrow AB$	$S \rightarrow OS$
$A \rightarrow OA$	$S \rightarrow OA$
$A \rightarrow O$	$A \rightarrow OA$
$B \rightarrow AB$	$A \rightarrow 1$
$B \rightarrow 1$	

3) $L = \{a^k x / x \in \{a, b\}^*\}$
 $|x| \leq k, k \geq 0$
 а) явл. ли он типом г.2? г.3?

г.3 1) $L = \{w : w = x c^n y \mid |x|_a + |y|_a \geq n, |x|_b + |y|_b = 2n + 1\}$

г.2) $L = \{a^n : n \in \mathbb{N}\}$ в $T = \{0, 1\}$.
 2) постр. правильн. гр. яз. L - правильн.

Лексический анализ

Конечные автоматы, регул-е вопр, правилим. грамм.

Опр.: Регул. мн-во: (Т-Анф.)

- 1) $\emptyset$ (пуст. мн.)
- 2) $\{e\}$
- 3) $\{a\}$, $a \in T$
- 4) $\exists P \text{ и } Q$ - рег. мн.
 - a) $P \cup Q$ - рег. мн.
 - b) $P \cdot Q$
 - в) P^* : $P^* = \bigcup_{n=0}^{\infty} P^n$
- 5) никто гр. не явл. рег. мн.

Опр.: Рег. выражение:

- 1) $\emptyset$ - РВ соотв. $\emptyset$
- 2) e - РВ соотв. $\{e\}$
- 3) a - РВ соотв. $\{a\}$, $a \in T$
- 4) $\exists p \text{ и } q$ - РВ обозн. р.ма. $P \text{ и } Q$
 - a) $(p|q)$ - $P \cup Q$
 - б) pq - PQ
 - в) p^* - P^*
- 5) никто гр. не явл. РВ

Приоритеты: p^* , pq , $p|q$

$L(R)$ - рег. мн-во, соотв. рег. вопр.

Опр.: Недетерм. конечное автоматы (НКА)

$M = (Q, T, D, q_0, F)$

- 1) Q - кон. мн. соот.
- 2) T - кон. мн. входных симв-в
- 3) D - $\emptyset$ - Q переходов: $Q \times (T \cup \{e\}) \rightarrow \text{мн. подмнож. } Q$
- 4) q_0 - нач. соот.
- 5) $F \subseteq Q$ - мн-во допустим. соот.

WAŻNE

NOW

Опр.: } M - HKA

$$M = (Q, T, D, q_0, F)$$

Конфиг-е M : $(q, w) \in Q \times T^*$

(q_0, w) - кон. конф., (q, e) - записот. конф.
 (допуска), $q \in F$.

Опр.: $\{ (q, w) \} \in Q \times T^*$ - лм. кон. авт-та.

Такт - бинарное отнош-е на лм. ка.
 если $p \in D(q, a)$, $a \in T \cup \{e\}$,
 то $\frac{(q, aw)}{z_1} + \frac{(p, w)}{z_2} \quad (z_1, z_2) \in B$.

Опр.: $\vdash^* (\vdash^+)$ записот. бин. отн. В
 рефлекс- транзит.

Опр.: } M - HKA, $M = (Q, T, D, q_0, F)$

$L(M)$ допускаемого (распозна-й, опред-н)
 автомата M - такое $L(M) = \{ w / w \in T^*, (q_0, w) \vdash^* (q, e), q \in F \}$.

Свойство языка HKA $\rightarrow$ DKA.

Опр. } M - HKA, M абн. DKA, если

$$1) D(q, e) = \emptyset \quad \forall q \in Q$$

$$2) D(q, a) - \text{содер. самое большее } 1 \text{ эл. } \forall q \in Q, a \in T$$

Опр.: Диагр. KA - ориент. граф.

Верш. - сост-о

а дуги (p, r) помеч. симв. $a \in T$,
 если $p \in D(q, a)$.

WAŻNE

NOW

$$\gamma = (a^*/b^*)a^*$$

→ ①...

II Построение ДКА по ЧКА

Опр. e -closure (R), $R \subseteq Q$ -

мн. сост. ЧКА, кот. достижимы из сост., вход в R посредством только перехода по e

$$S = \bigcup_{q \in R} \{p / (q, e) \xrightarrow{*} (p, e)\}$$

Опр. move (R, a), $a \in R \subseteq Q$

$$S = \bigcup_{q \in R} \{p / p \in D(q, a)\}$$

Алгоритм. Вход. ЧКА $M = (Q, T, D, q_0, F)$
 Выход. ДКА $M' = (Q', T, D', q_0', F')$
 такой, что $L(M) = L(M')$

1) Q', F' - пустые

2) $q_0' = e\text{-closure}(\{q_0\})$

3) $q_0' \in Q'$ как наименьшее сост.

while (в Q' есть непуст. сост. R)

{ добавить R ;

for ($\forall a \in T$) {

$S = e\text{-closure}(\text{move}(R, a))$

if ($S \neq \emptyset$) {

if ($S \not\subseteq Q'$) добавить S в Q' как непуст. сост.

}

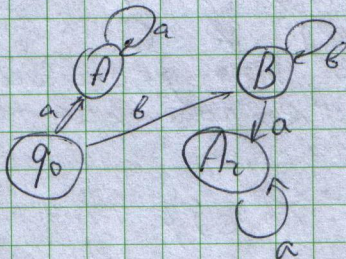
$D(R, a) = S$

}

Пример:

$$\begin{aligned} \rightarrow q_0^* &= \{1, 2, 3, 7, 9, 10, 11, 13, 6, 8\} \\ A^* &= \{8, 12\} \cup \{13, 11, 9, 10, 7\} \\ B^* &= \{5, 6, 10, 11, 13, 4\} \\ A_2^* &= \{12, 11, 13\} \end{aligned}$$

a	b
A	B
A	$_$
A_2	B
A_2	$_$



Р/З 1) $T = \{a, b\}$ носр. КДКА и ДКА

- $a^*(a/b)b^*$
- $((b^*ab)^*b)^*$
- $((bab)^*b)^*/ab^*$

2) $T = \{0, 1\}$ - РБ, ККА и ДКА

- слова, у кот-х количество 3' - "0" парам с уевожкы 110
- $\{01^n/n \geq 1\}$
- $\{(01)^m (\frac{10}{10})^n / m > 0, n \geq 0\}$

WAŻNE

NOW

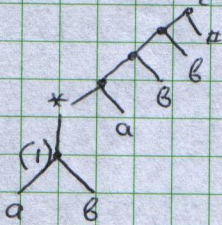
III Построим ДКА по РВ

Опр.: $\exists z \in PB$, тогда $(z)^\#$ - пополн-е PB

Пример: $T = \{a, b\}$ — конг-й мар-р

$$Z = (a/b)^* abba$$

мисы - $TU\zeta e, \{ \# \}$



3н - верш. сит. дерева

1) firstpos(n)

2) $\text{CustPOS}(h)$

3) нулевое (n) - может ли подвопрос сгенерировать пустую реакцию

4) $\text{follcomp}(u)$: если i -^я позиция, то $\text{follcomp}(ci)$ — мин-во позиций j : в РМ входит строка ... c_i ...

$y_{gen} \wedge \text{nullable}(u) \quad \text{fixos}(u) \quad \text{varpos}(u)$

5) листе

92

lipos (4)

$$\text{Rep}^{\text{st}}_{\text{pos}}(4)$$

2) лист 1

HEL

في

3

title

--	--	--	--

--	--

7

3) $\begin{array}{c} \diagup \quad \diagdown \\ a \quad b \end{array}$

- nullable (u)
- nullable (b)

- u - V - u -

- u - V - u -

4) $a \wedge b$

and

```
if huc(u)
    f(u) ∪ f(b)
else
    f(u)
```

```

if n(a)
    e(a) v e(b)
else
    e(b)

```

5) NOW 1

ga

$$f_{i\alpha}(v)$$

lastp(v)

Ростроение followpos(...):

1) $\wedge_{u,v}$ Для v в позиции lastpos():

$$\text{где } v \in \text{lastpos}(u): \text{follow}(v) = \text{fol}(v) \vee \text{first}(v)$$

2) $\bigcup_u v \in \text{lastpos}(u): \text{fol}(v) = \text{fol}(v) \vee \text{first}(u)$

Алгоритм

Вход: α банда.

Исход: ДКА $M = (Q, T, D, q_0, F): L(\alpha) = L(M)$

В начале Q, D - пусты

- 1) построить список перебо $\text{ghe}(\alpha)^\#$
- 2) Добавить перебо и возрасс $\pi_1, \pi_2, \pi_3, \pi_4$.
- 3) $q_0 = \text{first}(\text{root})$, root - корень.
- 4) Добавить q_0 в Q как начальный-сост.
- 5) while (Q еще не содержит R)

{ начальный

for $\text{ghe} \in \text{broq. сивб а ст таково}$
 $\text{то } \in R \text{ универсальное возрасс сост. } \alpha$

{ сивб. α сост. возрасс $\pi_1, \dots, \pi_n$
 $S = \bigcup \text{fol}(\pi_i)$

$1 \leq i \leq n$

if ($S \neq \emptyset$)

{ if ($S \neq \emptyset$)

добавить S в Q как начальный

y

супер-то $D(R, \alpha) = S$

}

}

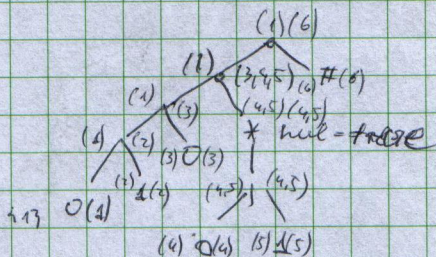
}

WAŻNE

NOW

6) F супер как π_1 -во сост. из Q ,
содержит начальный, сост. α .

Przykład: $\tau = 0101011^*$
 1 2 3 4 5 6



foliopolos:

i

1

2

3

4

5

6

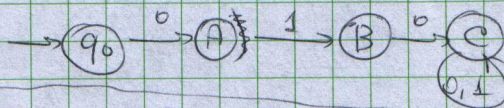
foliopolos

2 = A

3 = B

$\left. \begin{matrix} 4, 5, 6 \\ 4, 5, 6 \\ 4, 5, 6 \end{matrix} \right\} = C$

$q_0 = \text{firstpos}(\text{root}) = \{1\}$



Onp.: $\exists M = (Q, T, \Delta, q_0, F)$ - DFA

Будем наз M верной, если $\Delta(q, a) \neq \emptyset \quad \forall q \in Q, \forall a \in T$.

Р/З 1) DFA по AB
 2) миним-л.

KK
 C4
 C5

2/3 1) Переп. HDKOH. A6P.

$$\begin{cases} S \rightarrow sS_1 / oS_2 / e \\ S_1 \rightarrow iS_2 / i \\ S_2 \rightarrow oS_2 / o \end{cases}$$

2) $\begin{cases} S \rightarrow aBA / bB / cCC \\ A \rightarrow aB / a \\ B \rightarrow bA / b \\ C \rightarrow c / A / B \end{cases}$

3) $\begin{cases} S \rightarrow aSb / Abb / e \\ A \rightarrow aBCb / bAb \\ B \rightarrow AB \\ C \rightarrow a / e \end{cases}$

4) $\begin{cases} S \rightarrow AIB \\ A \rightarrow aB / bS / b \\ B \rightarrow AB / Ba \\ C \rightarrow AS / b \end{cases}$

(C5)

Предсказ-и разбор.

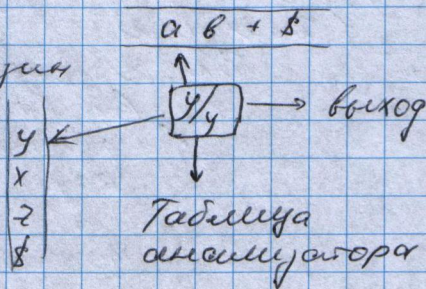
$G = (N, T, P, S)$ $ababbb = w$

КС

$L(G) \ni w - ?$

$\begin{cases} S \rightarrow x_1 x_2 \dots x_n \\ x_i \rightarrow ? \\ \vdots \end{cases}$

Начинаем



В магазине в магазине - S
На входной ленте - $\text{цеп. Терм. Симв. } \$$
] x - символ на верхушке магазина

a - текущий символ входной стр.

- 1) $x = \$ = a \Rightarrow \text{успех}$
- 2) $x = a \neq \$ \Rightarrow \text{удалим } x \text{ из магазина}$
переведем на ленте на символ.
- 3) x - терминал, но $x \neq a \Rightarrow \text{ошибка}$
- 4) Сами x - нетерминал
 - а) $M[x, a]$ - правильно для x .
 - б) $M[x, a]$ - ошибка. $\rightarrow x \rightarrow a y b \} \Rightarrow \text{ошибка}$

$\text{FIRST}(A)$ - мн-во терминалов, с кот
начин. строки выводим. и A

Если $A \rightarrow^* e$, то $e \in \text{FIRST}(A)$

$\text{FOLLOW}(A)$ - мн-во $a \in T \exists S \rightarrow^* \alpha A \beta \quad A \in N$
 $S \rightarrow^* x_1 \dots x_k A \Rightarrow \{x_i \in \text{FOLLOW}(A)\}$

I $\text{FIRST}(A), A \in (N \cup T)$

1) $A \in T \rightarrow \text{FIRST}(A) = \{A\}$

2) $A \in N$

$\text{FIRST}(A) = \emptyset$ если $(A \rightarrow e) \in P \rightarrow e \in \text{FIRST}(A)$

Пока к нек-му мн-ву $\text{FIRST}(A)$ еще можно
добавить новые эл-ты:

$\{ \text{Дно } B \in N \}$

Дно B правило $A \rightarrow B_1 B_2 \dots B_k$

for $(i = \overline{1, k})$

$\{ \text{добавить } \text{FIRST}(B_i) \} \{ e \}$
если $e \notin \text{FIRST}(B_i)$

$\downarrow$

переходим к след нетерм/правилу

}

если $\forall i = \overline{1, k} \quad e \in \text{FIRST}(B_i) \rightarrow e \in \text{FIRST}(A)$

WAŻNE

NOW

II FIRST(α), $\alpha \in (NUT)^*$

1) если $\alpha = \epsilon \rightarrow FIRST(\alpha) = \{\epsilon\}$

2) $\exists \alpha = x_1 \dots x_n, x_i \in (NUT)$

2.1) Вычисляем $FIRST(x_i)$ $i = \overline{1, n}$

2.2) $FIRST(\alpha) = \emptyset$

for ($i = \overline{1, n}$)

{ $FIRST(x_i) \cap \{\epsilon\} \rightarrow FIRST(\alpha)$

if ($\epsilon \notin FIRST(x_i)$) $\rightarrow$ заверш. цикла,
else $i = i + 1$.

}

если для всех $x_i, \epsilon \in FIRST(x_i) \Rightarrow$
 $\Rightarrow \epsilon \in FIRST(\alpha)$

III Follow(x) - ? $\forall x \in N$

1) Follow(x) - $\emptyset \forall x \in N$

2) Добавить ϵ к FOLLOW(ϵ)

3) если $(A \rightarrow \alpha B \beta) \in P, \alpha, \beta \in (NUT)^*, A, B \in N$
все элементы из $FIRST(\beta)$ кроме ϵ
добавить к FOLLOW(B)

если $B \Rightarrow^* \epsilon \rightarrow$ все элем-ты из

FOLLOW(A) добавляем к FOLLOW(B).

Построение таблицы предсказания.

$G = (N, \tau, P, S)$ - КС

$M[A, a] A \in N, a \in \tau \cup \{\$ \}$

Опред. $\forall$ $\alpha \in (NUT)^*$ грам $A \rightarrow \alpha$

1) $\forall \alpha \in FIRST(\alpha)$ добавить α к $M[A, \alpha]$

2) Если $\epsilon \in FIRST(\alpha), \forall a \in FOLLOW(A),$
 $a \neq \{\epsilon\}$

добавить α к $M[A, a]$

Если $\epsilon \in FIRST(\alpha), \beta \in FOLLOW(A)$

$A \rightarrow \alpha$ добавить $M[A, \beta]$,

LL(S) ←
 ↑ ↑
 расст. левой расст. правой
 все элементы слева направо

$G = (N, T, P, S) - \text{KCP}$

Явл. LL(S) - грам. $\Leftrightarrow$ где $\forall$ паре правил

- 1) $A \rightarrow \alpha, B \rightarrow \beta : S) \text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FIRST}(\beta) = \emptyset$
- 2) $\epsilon \in \text{FIRST}(\alpha), \text{то } \text{FIRST}(\beta) \cap \text{FOLLOW}(A) = \emptyset$

Пример:

$(a+a)*a$

$S \rightarrow TEI$
 $E' \rightarrow +TE' | \epsilon$
 $T \rightarrow FT'$
 $T' \rightarrow *FT' | \epsilon$
 $F \rightarrow (S) | a$

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

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

$F(E') = \{ +, \epsilon \}$

$F(T') = \{ *, \epsilon \}$

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

FIRST

$\{ \epsilon,) \}$

$\{ +, \epsilon \}$

$\{ \epsilon,) \}$

$\{ +, \epsilon \}$

$\{ +, \epsilon \}$

FOLLOW

еще-се LL(S)

	a	$+$	$*$	$($	$)$	$\$$
S	$S \rightarrow TE'$			$S \rightarrow TE'$		
E'	$E' \rightarrow +TE'$			$E' \rightarrow \epsilon$	$E' \rightarrow \epsilon$	
T	$T \rightarrow FT'$			$T \rightarrow FT'$		
T'	$T' \rightarrow *FT'$			$T' \rightarrow \epsilon$		
F	$F \rightarrow a$			$F \rightarrow (S)$		

где $(a+a)*a$

начинаем

$S \rightarrow TE'$

$TE' \rightarrow$

$FT'E' \rightarrow$

$(S)TE' \rightarrow$

$(S)T'E' \rightarrow$

$(S)T'E' \rightarrow$

конца

$(a+a)*a$

$-$

$-$

$-$

$a+a)*a$

концов

$S \rightarrow TE'$

$T \rightarrow FT'$

$F \rightarrow (S)$

WAŻNE : NOW

Построение явив. $\{L(R)\}$ - грам.

1) Угашение лев. ресурса

$$A \rightarrow A\alpha_1 / \dots / A\alpha_m / B_1 / \dots / B_n$$

↓

$$\begin{cases} A \rightarrow B, A' / \dots / B_n A' \\ A' \rightarrow \alpha, A' / \dots / L_m A' / e \end{cases}$$

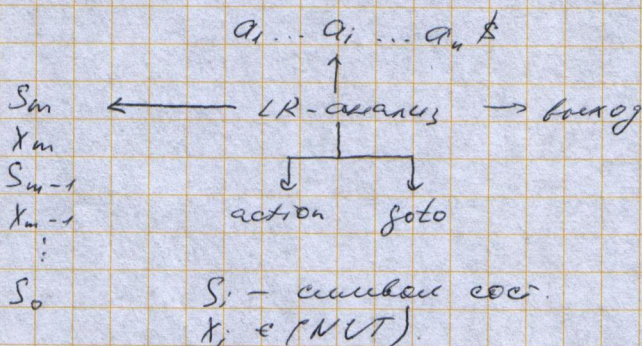
2) Левые факторизации

$$A \rightarrow \alpha B_1 / \alpha B_2 / \dots / \alpha B_n / \epsilon \quad (\alpha \neq \epsilon, n \geq 2)$$

↓

$$\begin{cases} A \rightarrow \alpha A' / \epsilon \\ A' \rightarrow B_1 / \dots / B_n \end{cases}$$

$LR(k) \quad k=0,1$



Action $[S_m, (a_i)]$:

$$a_i \in T \cup \{\$, \}$$

1) Shift - сдвиг

2) Reduce (номер правого) $A \rightarrow \beta \quad \beta \neq \epsilon$ → Бых.

3) Accept

4) Error

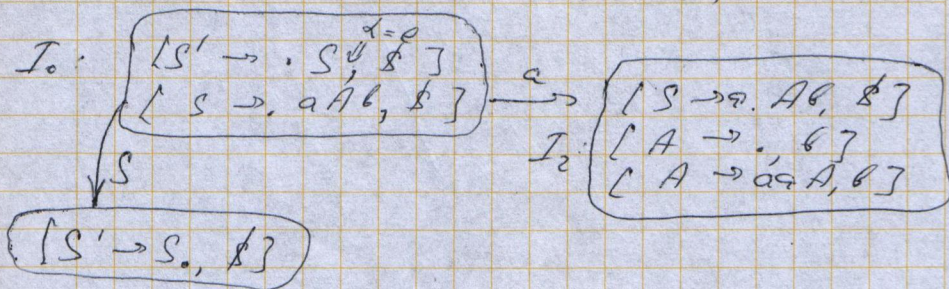
Опр.: ЖК $G = (N, T, P, S)$, тогда
ком. грам. явив. $G' = (N \cup \{S'\}, T,$

$$P \cup \{S' \rightarrow S\}, S')$$

$LR(0) - \text{closure} - \text{zoo } [A \rightarrow \alpha \beta]$
 $A \rightarrow \alpha \beta \in P$
 $LR(1) - \text{closure} - [A \rightarrow \alpha \beta, a]$

Przykład.

$G: \begin{cases} S \rightarrow aAb \\ A \rightarrow \epsilon / aaaS \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} S' \rightarrow S(0) \\ S \rightarrow aAb(1) \\ A \rightarrow \epsilon / aaaS(2) \quad (3) \end{cases}$



LL: $\boxed{\downarrow}$ LR: $\boxed{\uparrow}$

12 mar - 10³⁰ - cen
19 mar - 12⁵⁰ - k/p

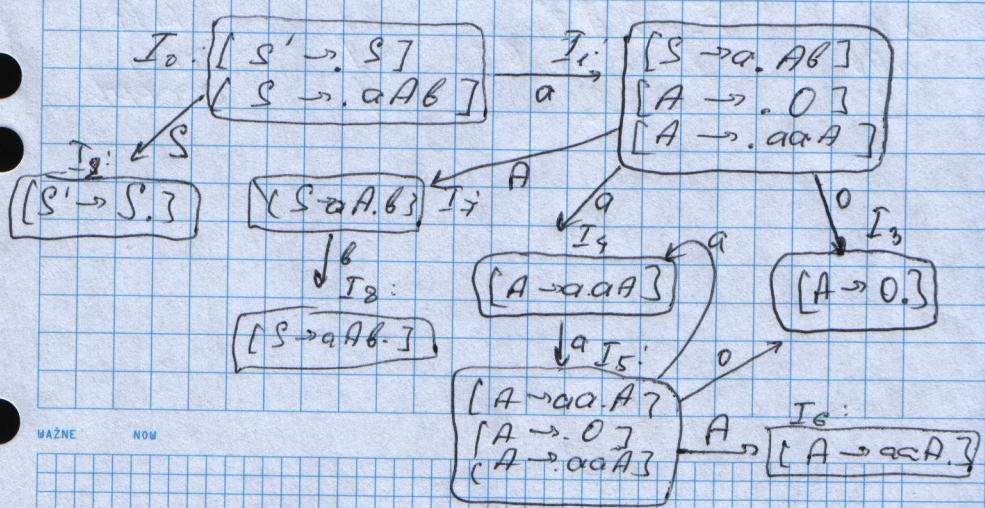
Onp: $\exists G = (N, T, P, S) - \text{KC} - \text{zpracuj}$,
 $k \geq 0, k \in \mathbb{N}_0$.

$G' = (N \cup \{S'\}, T, P \cup \{S' \rightarrow S\}, S')$
 G najzw. $\exists R(k)$, eam:

- $S' \Rightarrow_{G'}^* uAw \Rightarrow_{G'}^* u\delta w$
- $S' \Rightarrow_{G'}^* zBx \Rightarrow_{G'}^* z\delta y$
- $\text{FIRST}_k(w) = \text{FIRST}_k(y)$
 $w, y, x \in T^*$

$$uAw = zBx \Leftrightarrow \begin{cases} u=z \\ A=B \\ w=x \end{cases}$$

$$\begin{cases} S \rightarrow aAB \\ A \rightarrow \epsilon / aaA \end{cases} \rightarrow \begin{cases} S' \rightarrow S(\epsilon) \\ S \rightarrow aAB(\epsilon) \\ A \rightarrow \epsilon / aaA(\epsilon) \end{cases}$$



Action		Goto				
		a	b	o	A	S
I_0	Shift	I_1				I_2
I_1	Shift	I_4		I_3	I_7	
I_2	accept					
I_3	Reduce (2)					
I_4	Shift	I_5				
I_5	Shift	I_9		I_3	I_6	
I_6	Reduce (3)					
I_7	Shift		I_8			
I_8	Reduce (1)					
I_9						

aaaob

Акт-у преф-с	марка	бюро	географичес
	I_0	aaaob\$	Shift
a	$I_0 a I_1$	aaaob\$	Shift
aa	$I_0 a I_1 a I_4$	aob\$	Shift
aaa	$I_0 a I_1 a I_4 a I_5$	ob\$	Shift
aaaoo	$I_0 a I_1 a I_4 a I_5 o I_3$	b\$	r(2)
aaaAA	$I_0 a I_1 a I_4 a I_5 A I_6$	b\$	r(3)
aA	$I_0 a I_1 A I_7$	b\$	Shift
aAb	$I_0 a I_1 a I_7 b I_8$	\$	r(1)
S	$I_0 S I_2$	\$	accept

WAŻNE NOW

Генерация кода

I. Англ. Сети - Ульмана

Op Arg1 Arg2 $\downarrow$
 $Arg2 := Arg1 \text{ Op } Arg2$

2/3 LR(0) - ? LR(1) - ?

1) $S \rightarrow SaSb/c$ ген.: $aabbb$ 2) $S \rightarrow aA/cB$ $\left\{ \begin{array}{l} A \rightarrow bA/c \\ B \rightarrow bB/d \end{array} \right.$ ген.: $abbb$ 3) $A + B * C + D + E + F$ 4) $A + B * (C * D + E * F)$