



1 Теория на автоматите и формалните езици

1.1 Въведение



Дуалност: Граматики $\leftrightarrow$ Машины

Граматиките **генерират** думи.

Машините **приемат/разпознават** думи.



Пример: Аритметични изрази: EXPR

$$\Sigma = \{a, +, *, (,)\}$$

a е променлива за константи или променливи

$$(a - a) * a + a / (a + a) - 1 \in \text{EXPR}$$

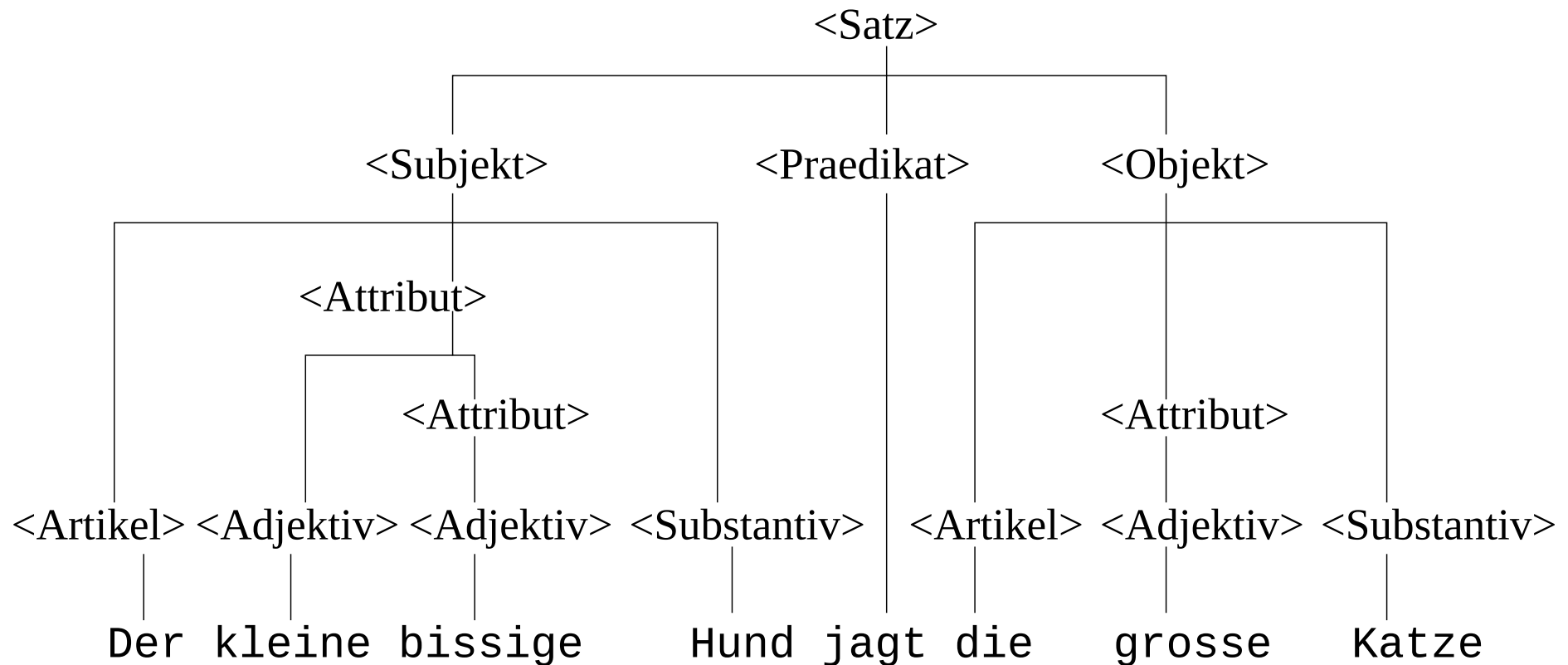
$$(((a))) \in \text{EXPR}$$

$$((a+) - a) \notin \text{EXPR}$$

Как да го формализираме?



Пример: Немската граматика



Поне част от структурата можем да представим с
контекстно свободна граматика



1.1.1 Граматики

Граматика $G = (V, \Sigma, P, S)$

□ V , Променливи

□ Σ , Азбука на терминалите ($V \cap \Sigma = \emptyset$)

□ $P \subseteq (V \cup \Sigma)^+ \times (V \cup \Sigma)^*$, Правила, $|P| < \infty$

Всяка лява част на правило съдържа поне една променлива

□ S , начална променлива



Пример: Аритметични изрази

$G = (\{E, T, F\}, \{a, +, *, (,)\}, P, E)$, където

$$P = \{E \rightarrow T,$$

$$E \rightarrow E + T,$$

$$T \rightarrow F,$$

$$T \rightarrow T * F,$$

$$F \rightarrow a,$$

$$F \rightarrow (E)\}$$



Релация за преход $\Rightarrow$

Дадена е граматиката $G = (V, \Sigma, P, S)$.

$u \Rightarrow_G v$ е изпълнено, ако

$$u = xyz \in (V \cup \Sigma)^*,$$

$$v = xy'z \in (V \cup \Sigma)^*,$$

$$y \rightarrow y' \in P.$$

" u отива **директно** в v ."

Индекса G ще пропускаме, когато е ясно за коя граматика става дума.



Релации за преход $\Rightarrow^*$, $\Rightarrow^n$

Дължина на извод :

$$\forall u \in (V \cup \Sigma)^* : u \xRightarrow{0} u$$

$$\forall u, v, w \in (V \cup \Sigma)^* : u \Rightarrow v \wedge v \xRightarrow{n} w \longrightarrow u \xRightarrow{n+1} w$$

Извод:

$$\exists n \geq 0 : u \xRightarrow{n} v \longrightarrow u \xRightarrow{*} v$$

Наблюдение: $\xRightarrow{*}$ е рефлексивното и транзитивно затваряне на $\Rightarrow$.

$u \xRightarrow{*}_G v$ означава "v е **изводима** от u"



Езикът генериран от $G = (V, \Sigma, P, S)$

$$L(G) := \left\{ w \in \Sigma^* : S \xRightarrow{*} w \right\}$$



Извод

Редицата от **думи**,

$$\left(\underbrace{w_1}_{=S}, \underbrace{w_2}_{\in (\Sigma \cup V)^*}, \dots, \underbrace{w_{n-1}}_{\in (\Sigma \cup V)^*}, \underbrace{w_n}_{\in \Sigma^*} \right)$$

се нарича извод на w_n , ако

$$w_1 \Rightarrow w_2 \Rightarrow \dots \Rightarrow w_n.$$



Пример:

$$E \Rightarrow$$

$$\Rightarrow E + T$$

$$\Rightarrow T + T$$

$$\Rightarrow T * F + T$$

$$\Rightarrow T * F * F + T$$

$$\Rightarrow F * F * F + T$$

$$\Rightarrow a * F * F + T$$

$$\Rightarrow a * a * F + T$$

$$\Rightarrow a * a * (E) + T$$

$$\Rightarrow a * a * (E + T) + T$$

$$\Rightarrow a * a * (T + T) + T$$

$$\Rightarrow a * a * (F + T) + T$$

$$\Rightarrow a * a * (a + T) + T$$

$$\Rightarrow a * a * (a + F) + T$$

$$\Rightarrow a * a * (a + a) + T$$

$$\Rightarrow a * a * (a + a) + F$$

$$\Rightarrow a * a * (a + a) + a$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$E \rightarrow T$$

$$T \rightarrow T * F$$

$$T \rightarrow T * F$$

$$T \rightarrow F$$

$$F \rightarrow a$$

$$F \rightarrow a$$

$$F \rightarrow (E)$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$E \rightarrow T$$

$$T \rightarrow F$$

$$F \rightarrow a$$

$$T \rightarrow F$$

$$F \rightarrow a$$

$$T \rightarrow F$$

$$F \rightarrow a$$



1.1.2 Йерархия на Чомски

- ☐ Елегантна **спецификация** за езици
- ☐ **Класификация** на езици



Класификация на граматики

$$G = (V, \Sigma, P, S)$$

[Ноам Чомски, 1956]

Нека $G = (V, \Sigma, P, S)$.

$\forall \ell \rightarrow r \in P :$

Тип 0: всякакви правила

Тип 1, контекстно зависими: $|\ell| \leq |r|$

Специални правила: $S \rightarrow \varepsilon$ се допуска, ако $S \notin r$,

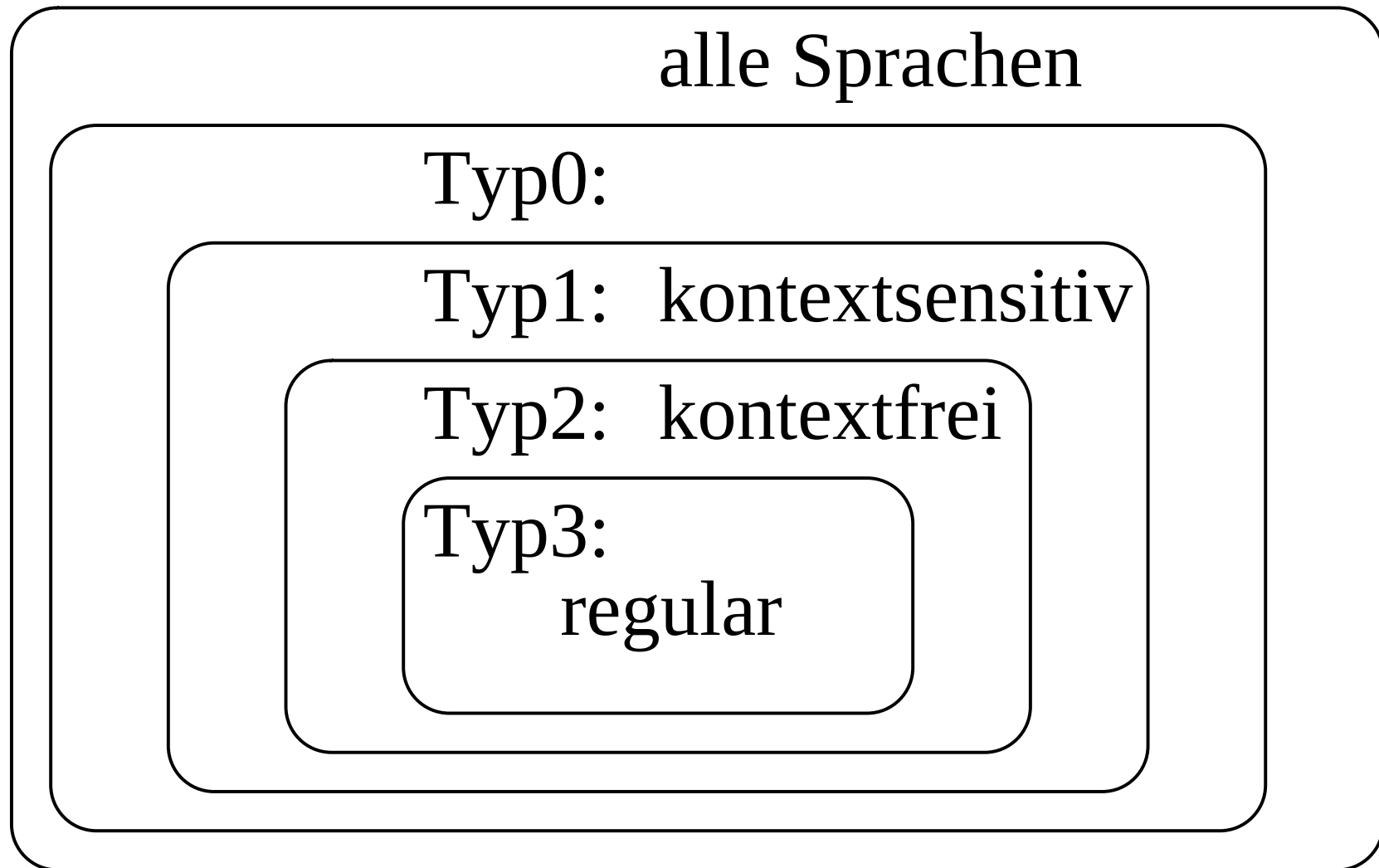
Внимание: в литературата не е унифицирано!

Тип 2, контекстно свободна: Тип 1 и $\ell \in V$ $A \rightarrow \varepsilon$ се
допуска

Тип 3, регулярни: Тип 2 и $r \in \Sigma \cup \Sigma V$



Йерархия на Чомски





Пример: Тип 3

$G = (\{A, B\}, \{a, b\}, P, A)$, където

$$P = \{A \rightarrow aA,$$

$$A \rightarrow aB,$$

$$B \rightarrow bB,$$

$$B \rightarrow b\}$$

Твърдение: $L(G) = \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$



Доказателство - основен метод:

$$1. L(G) \supseteq \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$$

$$2. L(G) \subseteq \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$$

Винаги с **пълна индукция**

$$G = (\{A, B\}, \{a, b\}, \{A \rightarrow aA, A \rightarrow aB, B \rightarrow bB, B \rightarrow b\}, A)$$



Доказательство: $L(G) \supseteq \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$ в детаيلي

Лема 1: $\forall n \geq 1 : A \xRightarrow{*} a^n B$

$n = 1: A \rightarrow aB \in P$

$n \rightsquigarrow n + 1: A \rightarrow aA \underbrace{\xRightarrow{*}}_{IV} aa^n B = a^{n+1} B$

$$G = (\{A, B\}, \{a, b\}, \{A \rightarrow aA, A \rightarrow aB, B \rightarrow bB, B \rightarrow b\}, A)$$



Доказательство: $L(G) \supseteq \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$ в детаيلي

Лема 1: $\forall n \geq 1 : A \xRightarrow{*} a^n B$

Лема 2: $\forall m \geq 1 : B \xRightarrow{*} b^m$

$m = 1: B \rightarrow b \in P$

$m \rightsquigarrow m + 1: B \rightarrow bB \underbrace{\xRightarrow{*}}_{IV} bb^m = b^{m+1}$

$$G = (\{A, B\}, \{a, b\}, \{A \rightarrow aA, A \rightarrow aB, B \rightarrow bB, B \rightarrow b\}, A)$$



Доказательство: $L(G) \supseteq \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$ в детаيلي

Лема 1: $\forall n \geq 1 : A \xRightarrow{*} a^n B$

Лема 2: $\forall m \geq 1 : B \xRightarrow{*} b^m$

Доказательство $\supseteq$: $\forall n \geq 1, m \geq 1 : A \xRightarrow{*} a^n B \xRightarrow{*} a^n b^m$

Лема 1

Лема 2

така $a^n b^m \in L(G)$

(Деф. $L(G)$)

$$G = (\{A, B\}, \{a, b\}, \{A \rightarrow aA, A \rightarrow aB, A \rightarrow a, B \rightarrow bB, B \rightarrow b\}, A)$$



Доказательство: $L(G) \supseteq \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$

$$A \underbrace{\overset{n-1}{\Rightarrow}}_{A \rightarrow aA} a^{n-1} A \Rightarrow a^n \underbrace{\overset{m-1}{\Rightarrow}}_{B \rightarrow bB} B \Rightarrow a^n b^m$$

$$G = (\{A, B\}, \{a, b\}, \{A \rightarrow aA, A \rightarrow aB, B \rightarrow bB, B \rightarrow b\}, A)$$



Доказателство: $L(G) \subseteq \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$

Индукция по дължината на извода ℓ : (По-силно)

Индукционно предположение : $\forall \alpha \in (V \cup \Sigma)^* : A \xRightarrow{\leq \ell} \alpha \longrightarrow \alpha \in \{a\}^* \cdot A \cup \{a\}^+ \cdot \{b\}^* \cdot B \cup \{a\}^+ \cdot \{b\}^+$

$\ell = 0$: $A \in \{a\}^* \cdot A$

$\ell \rightsquigarrow \ell + 1$: Да разгледаме извода $A \xRightarrow{*} \alpha' \xRightarrow{C \rightarrow \beta} \alpha$

α'	$C \rightarrow \beta$	α	$\longrightarrow \alpha \in$
$a^n A$	$A \rightarrow aA$	$a^{n+1} A$	$\{a\}^+ \cdot A$
$a^n A$	$A \rightarrow aB$	$a^{n+1} B$	$\{a\}^+ \cdot \{b\}^* \cdot B$
$a^n b^m B$	$B \rightarrow bB$	$a^n b^{m+1} B$	$\{a\}^+ \cdot \{b\}^* \cdot B$
$a^n b^m B$	$B \rightarrow b$	$a^n b^{m+1}$	$\{a\}^+ \cdot \{b\}^+$





Д-во : $L(G) \subseteq \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$

Ако $A \xRightarrow{*} \alpha$, то $\alpha \in \{a\}^* \cdot A \cup \{a\}^+ \cdot \{b\}^* \cdot B \cup \{a\}^+ \cdot \{b\}^+$.

Изводите запазват тази

инварианта. ■

$$G = (\{A, B\}, \{a, b\}, \{A \rightarrow aA, A \rightarrow aB, B \rightarrow bB, B \rightarrow b\}, A)$$



Твърдение:

Езиците, разпознавани от DFA са от Chomsky тип 3

Нека $A = (Z, \Sigma, \delta, S, F)$ е DFA.

Да разгледаме граматиката $G = (Z, \Sigma, P, S)$, където

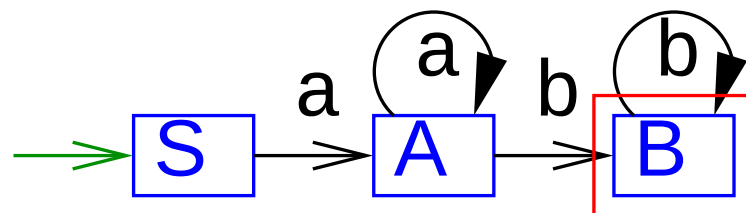
$$P = \{Q \rightarrow aQ' : \delta(Q, a) = Q'\} \cup \\ \{Q \rightarrow a : \delta(Q, a) = Q' \in F\} \cup \\ \{S \rightarrow \varepsilon : S \in F\} \quad .$$

тогава $L(G) = L(A)$

(ε се елиминира. . .)



Пример: $\{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1\}$



$$G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S)$$

q	c	$\delta(q, c)$	$\in P$
S	a	A	$S \rightarrow aA$
A	a	A	$A \rightarrow aA$
A	b	B	$A \rightarrow bB, A \rightarrow b$
B	b	B	$B \rightarrow bB, B \rightarrow b$

A $\delta(S, b)$?



Езиците, разпознавани от DFA са от Chomsky тип 3

Нека $A = (Z, \Sigma, \delta, S, F)$ е DFA.

Да разгледаме граматиката $G = (Z, \Sigma, P, S)$, където

$$P = \{Q \rightarrow aQ' : \delta(Q, a) = Q'\} \cup \\ \{Q \rightarrow a : \delta(Q, a) = Q' \in F\} \cup \\ \{S \rightarrow \varepsilon : S \in F\} \quad .$$

тогава $L(G) = L(A)$.

Идея: $\exists$ една 1-1 релация между

изводите $S \Rightarrow w_1 A_1 \Rightarrow w_1 w_2 A_2 \Rightarrow \dots \Rightarrow w_1 w_2 \dots w_{n-1} A_{n-1} \Rightarrow w$ и DFA изчисляващите пътища $S \xRightarrow{w_1} A_1 \xRightarrow{w_2} A_2 \xRightarrow{w_3} \dots \xRightarrow{w_n} f \in F$.



Д-во: $L(G) = L(A)$:

Ако $w = \varepsilon$: $\varepsilon \in L(G) \Leftrightarrow S \rightarrow \varepsilon \in P \Leftrightarrow S \in F \Leftrightarrow \varepsilon \in L(A)$

$A = (Z, \Sigma, \delta, S, F)$, $G = (Z, \Sigma, P, S)$ и $P = \{Q \rightarrow aQ' : \delta(Q, a) = Q'\} \cup \{Q \rightarrow a : \delta(Q, a) = Q' \in F\} \cup \{S \rightarrow \varepsilon : S \in F\}$



Д-во (скица) $L(G) = L(A)$ Ако $|w| = n, n > 0$:

$$w_1 \cdots w_n \in L(G)$$

$$\Leftrightarrow S \Rightarrow w_1 A_1 \Rightarrow w_1 w_2 A_2 \xRightarrow{*} w_1 \cdots w_{n-1} A_{n-1} \Rightarrow w_1 \cdots w_n$$

$$\Leftrightarrow \{S \rightarrow w_1 A_1, A_1 \rightarrow w_2 A_2, \dots, A_{n-2} \rightarrow w_{n-1} A_{n-1}, A_{n-1} \rightarrow w_n\} \subseteq P$$

$$\Leftrightarrow \delta(S, w_1) = A_1, \delta(A_1, w_2) = A_2, \dots, \delta(A_{n-1}, w_n) = A_n \in F$$

$$\Leftrightarrow \exists \text{ изчислителен път } S \xRightarrow{w_1} A_1 \xRightarrow{w_2} A_2 \xRightarrow{w_3} \cdots A_{n-1} \xRightarrow{w_n} \textcolor{red}{A_n} \in \textcolor{red}{F}$$

$$\Leftrightarrow w_1 \cdots w_n \in L(A)$$

(В 2 посоки ' $\Leftrightarrow$ ')



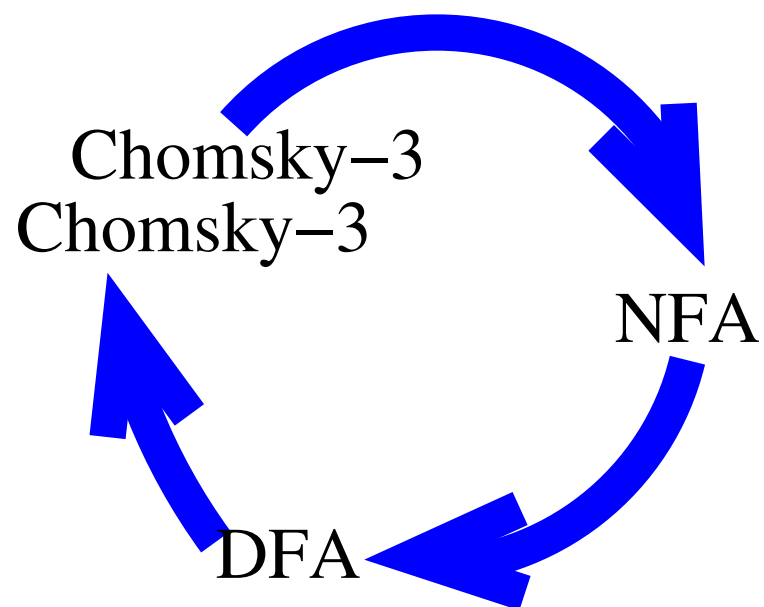
винаги се доказва

$$\textcolor{red}{A} = (Z, \Sigma, \delta, S, F), \textcolor{red}{G} = (Z, \Sigma, P, S) \text{ и } P = \{Q \rightarrow aQ' : \delta(Q, a) = Q'\} \cup \{Q \rightarrow a : \delta(Q, a) = Q' \in F\} \cup \{S \rightarrow \varepsilon : S \in F\}$$



Еднозначни граматика от тип-3

Твърдение: $\forall L \in \text{type-3} : \exists \text{ type-3 граматика с еднозначни изводи.}$



Д-во : Нека A е DFA и $L(A) = L$.

Съответната граматика от тип-3 за A има еднозначни изводи.



Пример: Тип 2 (Аритметични изрази)

$$G = (\{E, T, F\}, \{a, +, *, (,)\}, P, E) \text{ с}$$

$$P = \{E \rightarrow T,$$

$$E \rightarrow E + T,$$

$$T \rightarrow F,$$

$$T \rightarrow T * F,$$

$$F \rightarrow a,$$

$$F \rightarrow (E)\}$$



Пример: Тип 2

$$G = (\{S\}, \{a, b\}, \{S \rightarrow ab, S \rightarrow aSb\}, S).$$

$$L(G) = \{a^n b^n : n \geq 1\}.$$

$$\text{Д-во } L(G) \supseteq \{a^n b^n : n \geq 1\}:$$

$$S \xRightarrow{n-1} a^{n-1} S b^{n-1} \Rightarrow a^n b^n.$$



$$\text{Д-во } L(G) \subseteq \{a^n b^n : n \geq 1\}:$$

$$S \xRightarrow{*} \alpha \longrightarrow \alpha \in \{a^k S b^k : k \geq 0\} \cup \{a^n b^n : n \geq 1\}$$

(Инварианта)





Пример: Тип 1

$$G = (\{S, B, C\}, \{a, b, c\}, P, S)$$

$$P = \{S \rightarrow aSBC,$$

$$S \rightarrow aBC,$$

$$CB \rightarrow BC,$$

$$aB \rightarrow ab,$$

$$bB \rightarrow bb,$$

$$bC \rightarrow bc,$$

$$cC \rightarrow cc\}$$

Твърдение: $L(G) = \{a^n b^n c^n : n \in \mathbb{N}\}$



Пример

$$\begin{aligned}
 \underline{S} &\Rightarrow a\underline{S}BC \Rightarrow aa\underline{S}BCBC \Rightarrow aaa\underline{BCBCBC} \\
 &\Rightarrow aaa\underline{BBCBC} \Rightarrow aaa\underline{BBCBCC} \Rightarrow aaa\underline{BBBCCC} \\
 &\Rightarrow aaa\underline{bBBCCC} \Rightarrow aaa\underline{bbBCCC} \Rightarrow aaa\underline{bbbCCC} \\
 &\Rightarrow aaa\underline{bbbccC} \Rightarrow aaa\underline{bbbccC} \Rightarrow aaa\underline{bbbccc}
 \end{aligned}$$

$S \rightarrow aSBC, S \rightarrow aBC, CB \rightarrow BC, aB \rightarrow ab, bB \rightarrow bb, bC \rightarrow bc, cC \rightarrow cc$
--



Д-во за $a^n b^n c^n \subseteq L(G)$

$$S \xRightarrow{n-1} a^{n-1} S (BC)^{n-1}$$

$$\Rightarrow a^n (BC)^n$$

$$\xRightarrow{*} a^n B^n C^n$$

Лема S

$$\Rightarrow a^n b B^{n-1} C^n$$

$$\xRightarrow{n-1} a^n b^n C^n$$

$$\Rightarrow a^n b^n c C^{n-1}$$

$$\xRightarrow{n-1} a^n b^n c^n$$

$$(S \rightarrow aSBC)$$

$$(S \rightarrow aBC)$$

$$(CB \rightarrow BC)$$

$$(aB \rightarrow ab)$$

$$(bB \rightarrow bb)$$

$$(bC \rightarrow bc)$$

$$(cC \rightarrow cc)$$

Упражнение: Проверете всичките части



Лексикографска наредба

Нека $\alpha, \beta \in \Sigma^*$

$\forall \alpha \in \Sigma^* : \varepsilon \leq \alpha$

$a\alpha \leq b\beta$ т.т.к. $a < b$ или $a = b$ и $\alpha \leq \beta$ ($a, b \in \Sigma; \alpha, \beta \in \Sigma^*$)

Наблюдение: $\leq$ дефинира **пълна (линейна) наредба**

Д-во: упражнение?

Пример: $\varepsilon < a < aa < ab < b < ba < bb$

- Аналогично за наредени n -ки
- Можем да правим **доказателства по индукция** в едно линейно (тотално) наредено **крайно** множество от **крайни редици** от думи.



Лема S: $(BC)^n \xRightarrow{*} B^n C^n$ с помощта на $CB \rightarrow BC$

Доказателство с индукция по лексикографската наредба на $\{w \in \{B, C\}^{2n} : w \text{ съдържа един и същи брой } B \text{ и } C\}$

α минимален $\longrightarrow \alpha = B^n C^n$

α не е минимален $\longrightarrow$

$$\alpha = \gamma CB\beta$$

$$\Rightarrow \gamma BC\beta \quad \text{е по-малко!}$$

$$\xRightarrow{*} B^n C^n \quad \text{ИП}$$



Упражнение: Покажете, че няма минимална дума α от вида $\gamma CB\beta$. Следващо упражнение: Колко дълъг е извода като функция на n ?



Доказателство: $L(G) \subseteq a^n b^n c^n$

Инварианта: $\#a = \#(b, B) = \#(c, C)$

В частност: $\forall w \in L(G) : \#a = \#b = \#c$.

Остава да видим, че $L(G) \subseteq a^* b^* c^*$.

Всички a -та се появяват преди всяко b и c .

$(S \rightarrow aSBC, S \rightarrow aBC)$

Първото b следва след последното a . $(aB \rightarrow ab)$

Следващото появяващо се b е след всичките b -та.

$(bB \rightarrow bb)$

Първото c следва след последното b . $(bC \rightarrow bc)$

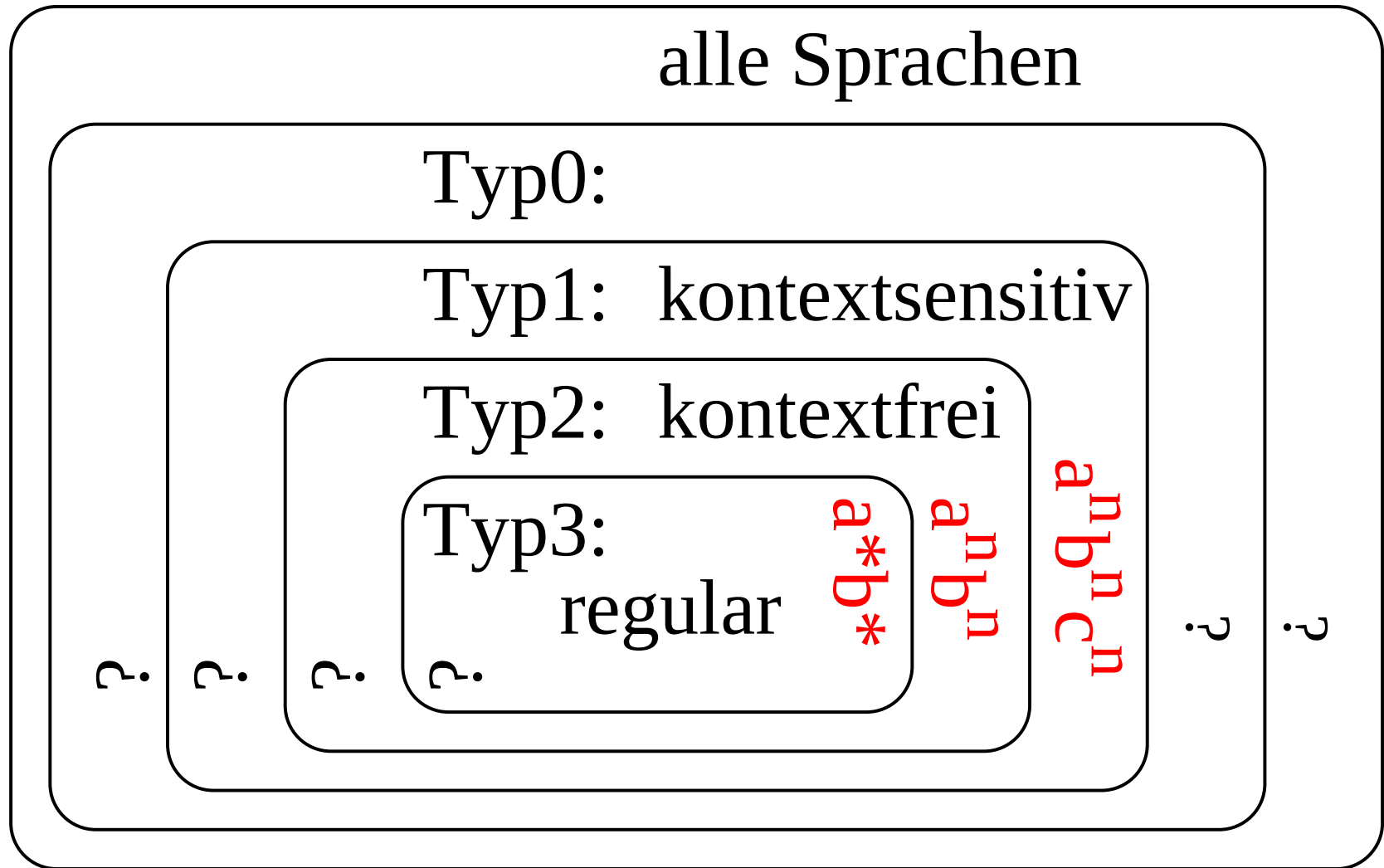
Следващото c следва съществуващите c -та. $(cC \rightarrow cc)$

$S \rightarrow aSBC, S \rightarrow aBC, CB \rightarrow BC, aB \rightarrow ab, bB \rightarrow bb, bC \rightarrow bc, cC \rightarrow cc$



Йерархия на Чомски

Maschinenmodelle



Sprachbeispiele



План

- ☐ Ще разгледаме за всеки тип граматика $\leftrightarrow$ **един машинен модел**
- ☐ Ще покажем примери за езици, които **не** са от по-простите типове граматики
- ☐ Един пример за граматика от тип 0
- ☐ Алгоритми и стандартни техники за доказателства на стандартните алгоритмични проблеми.



1.1.3 Проблемът за принадлежност на дума

Основният проблем за формалните езици:

Дадено: $G = (V, \Sigma, P, S)$, $w \in \Sigma^*$

Въпрос: $w \in L(G)$?

$(\Leftrightarrow S \xRightarrow{*} w?)$



Проблемът за принадлежност на дума към език от тип 1

Дадено: $G = (V, \Sigma, P, S)$, $w \in \Sigma^*$

Въпрос: $w \in L(G)$?

Да разгледаме един **краен граф** $H = (U, E)$, където

$U = \{x \in (\Sigma \cup V)^* : |x| \leq |w|\}$ и

$E = \{(x, y) : x \Rightarrow_G y\}$.

$w \in L(G)$ т.т.к. w е в H и е **достижима** от S .

Следствие:

Проблемът за принадлежност на дума на езици от тип 1 е разрешим алгоритмично за крайно време.

Въпрос: Защо този подход не работи за езици от **тип 0**?



Пример

$$abc \in L(G)$$

$$G = (\{S, B, C\}, \{a, b, c\}, P, S) ?$$

$$P = \{S \rightarrow aSBC,$$

$$S \rightarrow aBC,$$

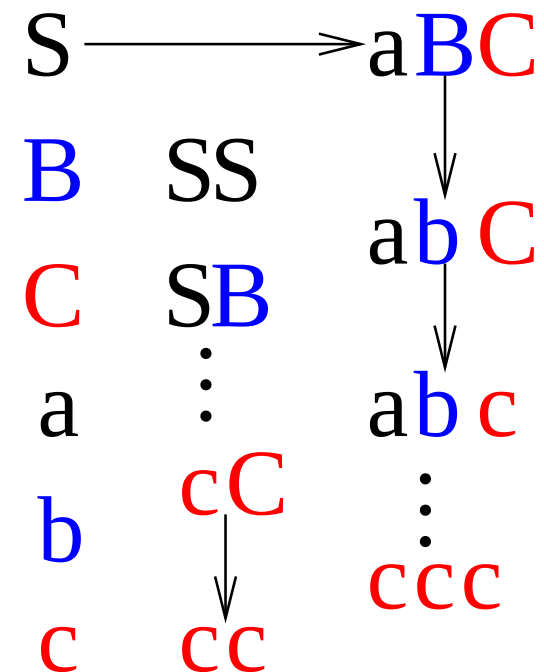
$$CB \rightarrow BC,$$

$$aB \rightarrow ab,$$

$$bB \rightarrow bb,$$

$$bC \rightarrow bc,$$

$$cC \rightarrow cc\}$$





Оценяване на времето за изпълнение

Дадено: $G = (V, \Sigma, P, S)$, $w \in \Sigma^*$

Въпрос: $w \in L(G)$?

Да разгледаме **крайния граф** $H = (U, E)$, където

$U = \{x \in (\Sigma \cup V)^* : |x| \leq |w|\}$ и

$E = \{(x, y) : x \Rightarrow_G y\}$.

Достижимостта е за време $\mathcal{O}(|U| + |V|)$.

Доминиращо е времето за **построяването** на графа.

$(|V| + |\Sigma|)^{|w|}$ възли (!)

$\times |w|$ възможни замествания

$\times |P|$ възможни изводи

$\times \mathcal{O}(|w|)$ време за проверка и заместване



1.1.4 Синтактично (parse) дърво на извод (за тип 2)

Едно наредено дърво на извод, което описва (за тип 2)
 $S \xRightarrow{*} w$ независимо от ред на заместванията.

Конструкция на извода

$$S = x_1 \Rightarrow x_2 \Rightarrow \cdots \Rightarrow x_n = x \in \Sigma^*:$$

Корен S .

Ако на стъпка i правим заместването $A \rightarrow z = z_1, \dots, z_k$.

$\rightarrow$ възлите наследници на A са $z_1, \dots, z_k$.

Наблюдение: Листата са буквите на x .



$E \Rightarrow$

$\Rightarrow E + T$

$\Rightarrow T + T$

$\Rightarrow T * F + T$

$\Rightarrow T * F * F + T$

$\Rightarrow F * F * F + T$

$\Rightarrow a * F * F + T$

$\Rightarrow a * a * F + T$

$\Rightarrow a * a * (E) + T$

$\Rightarrow a * a * (E + T) + T$

$\Rightarrow a * a * (T + T) + T$

$\Rightarrow a * a * (F + T) + T$

$\Rightarrow a * a * (a + T) + T$

$\Rightarrow a * a * (a + F) + T$

$\Rightarrow a * a * (a + a) + T$

$\Rightarrow a * a * (a + a) + F$

$\Rightarrow a * a * (a + a) + a$

$E \rightarrow E + T$

$E \rightarrow T$

$T \rightarrow T * F$

$T \rightarrow T * F$

$T \rightarrow F$

$F \rightarrow a$

$F \rightarrow a$

$F \rightarrow (E)$

$E \rightarrow E + T$

$E \rightarrow T$

$T \rightarrow F$

$F \rightarrow a$

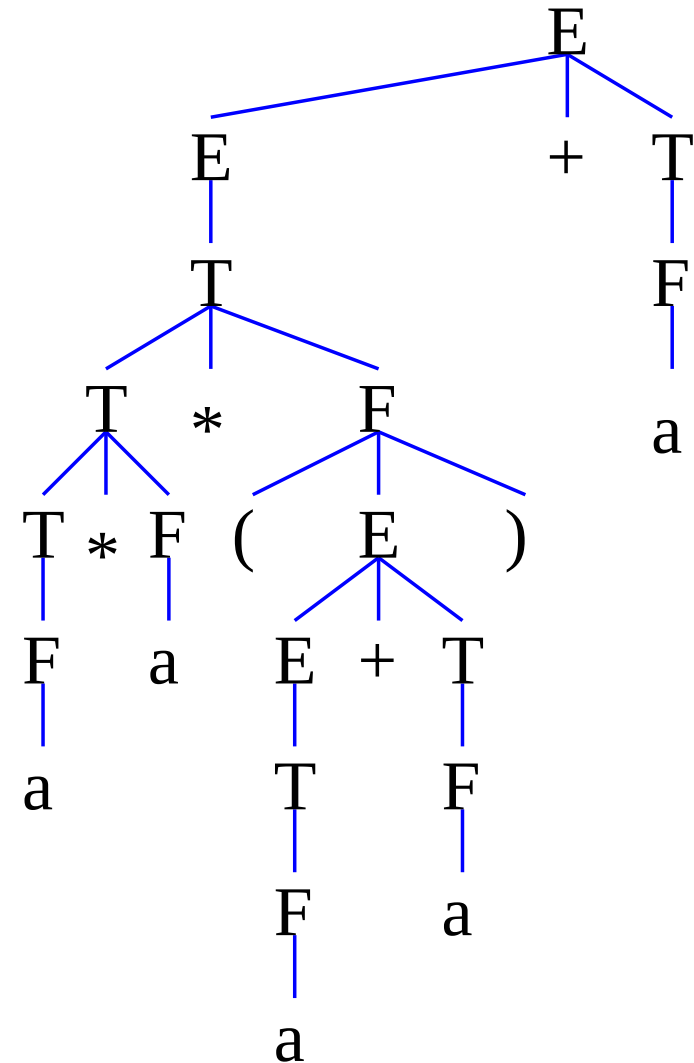
$T \rightarrow F$

$F \rightarrow a$

$T \rightarrow F$

$F \rightarrow a$

Пример





Най-ляв извод

На всяка стъпка в извода:

заместваме **най-лявата** променлива

Пример: от предната стр.

1-1 релация най-ляв извод $\leftrightarrow$ синтактично дърво



Наблюдение (Твърдение) (за тип 2)

$x \in L(G) \Leftrightarrow \exists \text{извод за } x$

$\Leftrightarrow \exists$ синтактично дърво за извода на x по листата

$\Leftrightarrow \exists$ най-ляв извод за x

Задача: Дефинирайте **най-десен извод** със съответните свойства.



Пример за нееднозначни изводи

$G = (\{E\}, \{a, +, *, (,)\}, P, E)$, където

$$P = \{E \rightarrow E + E, \\ E \rightarrow E * E, \\ E \rightarrow a, \\ E \rightarrow (E)\}$$

