DFA$=(Q,\Sigma,\delta,q_0,F)$

- Q skończony zbiór stanów
- Σ skończony alfabet wejściowy
- δ funkcja przejścia postaci $Q \times \Sigma \to Q$
- q_0 stan początkowy
- $F \subseteq Q$ zbiór stanów akceptujących

Minimalizacja DFA

1. forall p końcowy, q niekońcowy, oznacz (p,q)
2. forall $(p,q) \in (F \times F) \cup (Q \setminus F \times Q \setminus F), p \neq q$ if $\exists_{a\in\Sigma}(\delta(p,a),\delta(q,a))$ jest oznaczona, oznacz (p,q) (rekurencyjnie).
3. nieoznaczone scalamy.

PDA $M=(Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,Z_0,F)$

- Q skończony zbiór stanów
- Σ alfabet wejściowy
- Γ alfabet stosowy
- $q_0 \in Q$ stan początkowy
- $Z_0 \in \Gamma$ symbol początkowy na stosie
- $F \subset Q$ zbiór stanów akceptujących (jeśli $F=\emptyset$ to akceptujemy przez pusty stos)
- δ funkcja przejścia postaci $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \times \Gamma \to 2^{Q\times\Gamma^*}$

LOP Zał., że L regularny. Wtedy istnieje stała n, że jeśli $z \in L$ oraz $|z| \geqslant n$, to można podzielić z na $z=uvw$ takie, że:

1. $|v| \geqslant 1$
2. $|uv| \leqslant n$
3. $\forall_{i\in\mathbb{N}} z' = uv^iw \in L$

Podział $\alpha = uvw$, $|uv| \leqslant n$ oraz $|v| \geqslant 1$. Wybieramy i dla którego $|uv^iw| \notin L$ a powinien.
LOP bezk. Zał., że L bezkontekstowy.Wtedy istnieje stała n, że jeśli $z \in L$ oraz $|z| \geqslant n$, to można podzielić z na $z = uvwxy$, takie, że:

1. $|vx| \geqslant 1$
2. $|vwx| \leqslant n$
3. $\forall_{i\in\mathbb{N}} z' = uv^iwx^iy \in L$

Lemat Ogdena Niech L język bezkontekstowy. Wtedy istnieje stała n taka, że jeśli $z \in L$ oraz $|z| >= n$ i oznaczymy w z n lub więcej pozycji jako wyróżnione, to można podzielić z na $z = uvwxy$ takie, że:

1. v i x zawierają łącznie co najmniej jedną wyróżnioną pozycję
2. vwx zawiera co najwyżej n wyróżnionych pozycji
3. $\forall i \in \mathbb{N}\ z' = uv^iwx^iy \in L$

Klasa języków regularnych jest domknięta na operację sumy, dopełnienia, przecięcia, złożenia i domknięcia Kleene'ego. **Gramatyka bezkontekstowa** G=(N,T,P,S)

- N - skończony zbiór zmiennych (nieterminale)
- T - skończony zbiór zmiennych końcowych(terminale, alfabet)
- P - skończony zbiór produkcji postaci A $\to \alpha$ gdzie A $\in$ N i $\alpha \in$ (N $\cup$ T)*
- S $\in$ N - symbol początkowy

Postać normalna Chomsky'ego postaci:
$A \to BC$ albo $A \to a$
Konstrukcje:

1. If po prawej terminal a to zastępujemy go C_a i dopisujemy $C_a \to a$
2. If prawa strona dłuższa niz 1 to zastępujemy $A \to B_1 \dots B_n$ przez
   $A \to B_1D_1, D_1 \to B_2D_2, \dots, D_{n-2} \to B_{n-1}B_n$

FIRST(X) - dla symboli

1. X-terminal, to FIRST(X)=X
2. X$\to \varepsilon$ to do FIRST(X) dodajemy ε
3. X - nieterminal i $X \to Y_1Y_2...Y_k$ to dodajemy a do $FIRST(X)$ jeśli istnieje i takie, że $a \in FIRST(Y_i)$ oraz $\varepsilon \in FIRST(Y_j)$ dla każdego $j < i$.
   $\varepsilon \in FIRST(X)$ jeśli należy do wszystkich $FIRST(Y_i)$.
4. $FIRST(X\alpha) = FIRST(X)$ gdy $\varepsilon \notin FIRST(X)$
5. $FIRST(X\alpha) = FIRST(X) \cup FIRST(\alpha)$ gdy $\varepsilon \in FIRST(X)$

FOLLOW(A) - dla nieterminali

1. Dla początkowego S do $FOLLOW(S)$ dodajemy \$
2. Jeśli mamy produkcję $A \to \alpha B\beta$ to do $FOLLOW(B)$ dodajemy wszystkie symbole z $FIRST(\beta)$ poza ε
3. Jeśli $A \to \alpha B$ lub $A \to \alpha B\beta$, gdzie $\varepsilon \in FIRST(\beta)$ to do $FOLLOW(B)$ dodajemy wszystkie symbole z $FOLLOW(A)$

LL(1) - $A \to \alpha$
Tabela: nazwy kolumn terminale i \$!!!$\Updownarrow$
nazwy wierszy nieterminale $\Leftrightarrow$

1. $\forall$ produkcji $A \to \alpha$ z gramatyki
   wykonaj 2 i 3
2. foreach $a \in T$ if $a \in FIRST(\alpha)$ to wpisz $A \to \alpha$ do $M[A,a]$
3. if $\varepsilon \in FIRST(\alpha)$ to dla każdego $b \in FOLLOW(A)$ wpisz $A \to \alpha$ do $M[A,b]$ Jeżeli $\varepsilon \in FIRST(\alpha)$ oraz $\$ \in FOLLOW(A)$, dodaj $A \to \alpha$ do $M[A,\$]$
4. PROTIP: nie ma w tabeli ε!

SLR Tabela:
nazwy kolumn AKCJE (terminale i \$!!!)
i PRZEJŚCIA (nieterminale)
nazwy wierszy stany

1. zbiory sytuacji $C = I_0, \dots, I_n$
   Zaczynamy od $I_0 = domkniecie([S' \to .S])$
2. tabelka + redukcje (zaznaczyć ew. konflikty)
   konstrukcja tabelki: w częsci akcji s_x (shift) i r_x (reduce), a w części przejść (nieterminale) x (liczba)
   ACC dla $S' \to S.$
3. redukcja do FOLLOW(A) (if redukcja była z $A \to \beta.$)

LR(1)

1. zbiory sytuacji z PODGLĄDEM
2. podgląd początkowy \$
3. podgląd przy domknięciu: mamy $[A \to \alpha \bullet B\beta, a] \in I$ dla każdej produkcji z $B \to \gamma$ dodaj $[B \to .\gamma, FIRST(\beta a)]$
4. tabelka jak SLR ale zamiast redukcja do FOLLOW(A) (if redukcja była z $A \to \beta.$) to redukcja do elementów z podglądu

LALR

1. generujemy rodzinę $C = I_0, \dots, I_n$ jak w LR(1)
2. sklejamy jądra nie patrząc na podgląd, a podglądy łączymy - tabelka analogicznie do LR(1)

LEADING(A)-pierwsze term. z A

1. $a \in LEADING(A)$ jeśli mamy produkcję $A \to Ba\beta$ lub $A \to a\beta$
2. if exists prod. $A \to B\alpha$ i $a \in LEADING(B)$ to $a \in LEADING(A)$
3. foreach nieterminali liczymy 1 i powtarzamy 2 aż nic się nie zmienia

TRAILING(A)-ostatnie term. z A

1. $a \in TRAILING(A)$ jeśli mamy produkcję $A \to \beta aB$ lub $A \to \beta a$
2. if exists prod. $A \to \alpha B$ i $a \in TRAILING(B)$ to $a \in TRAILING(A)$
3. foreach nieterminali liczymy 1 i powtarzamy 2 aż nic się nie zmienia

Tab. priorytetów $\doteq \lessdot \gtrdot$

- TT $T \doteq T$
- TNT $T \doteq T$
- TN foreach $a \in LEADING(N)$ do $T \lessdot a$ (wiersze) $\Leftrightarrow$
- NT foreach $a \in TRAILING(N)$ do $a \gtrdot T$ (kolumny) $\Updownarrow$
- \$ zawsze gorszy

Zbiory sytuacji

1. Wzbogacenie $S' \to S$
2. Ponumerować produkcje (do redukcji!!!).

$E \to \varepsilon$ $E \to .$

3. dla kropek, na końcu w tabeli numer z produkcji

Rekurencja

1. $A \to A\alpha|B$
2. $A \to \beta A'$
3. $A' \to \alpha A'|\varepsilon$

Faktoryzacja

1. $A \to \alpha\beta_1|...|\alpha\beta_k$
2. $A \to \alpha A'$
3. $A' \to \beta_1|...|\beta_k$

język	lem	slowo	notes
$\omega = xxy \wedge x \neq \varepsilon$	LOP	$ab^n ab^n$	$i = 0$
$\omega = xyyz \wedge y \neq \varepsilon$	reg	$len \geqslant 4$	dobrać krótsze
$\omega\omega^R \wedge \lvert\omega\rvert_a \equiv \lvert\omega\rvert_b \equiv 0(mod 13)$	LOP	$a^{13n}b^{13n}b^{13n}a^{13n}$	ozn.
$\omega : \lvert\omega\rvert_a \equiv \lvert\omega\rvert_b(mod 3)$	reg	mini	
$\omega = xyy^R \wedge y \neq \varepsilon$	reg	2 obok	
$\omega : palindrom \wedge \lvert\omega\rvert_a = \lvert\omega\rvert_c$	LOP	$a^n c^n c^n a^n$	
$\omega = xcycz \wedge$ xy i yz $\in \{a, b\}^*$palindromy	Ogd	$a^m bca^m cba^m$	śr. ozn.
$\lvert\omega\rvert_a = \lvert\omega\rvert_b$	bezk.		
$\lvert\omega\rvert_a = \lvert\omega\rvert_b = \lvert\omega\rvert_c$	LOP	$a^n b^n c^n$	
$\omega : \lvert\omega\rvert_a \neq \lvert\omega\rvert_b \neq \lvert\omega\rvert_c$	Ogd	$a^{m+m!}b^m a^{m+m!}$	ozn b.
$\omega : \lvert\omega\rvert_a = \lvert\omega\rvert_b = \lvert\omega\rvert_c$	LOP	$a^n b^n c^n$	i=0
$\omega : \lvert\omega\rvert_a = \lvert\omega\rvert_c > \lvert\omega\rvert_b$	LOP	$a^{n+1}b^n c^{n+1}$	
$\omega\omega\omega$	LOP	$0^n 1^n 0^n 1^n 0^n 1^n$	i=0
$\omega\omega^R\omega$	LOP	$0^n 1^n 1^n 0^n 0^n 1^n$	i=0
$a^n c^k b^n : n \neq k$	Ogd	$a^{n!+n}c^n b^{n!+n}$	