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 $\alpha\in(\mathrm{N}\cup\mathrm{T})^*$
- 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 $A\to B_1\ldots B_n$ przez
$A\to B_1D_1, D_1\to B_2D_2,\ldots,D_{n-2}\to B_{n-1}B_n$

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 $\Leftrightarrow$
Najpierw usuń lewostronną rekursję i zrób faktoryzacje

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(α) 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 $C=I_0,\ldots,I_n$
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 $A\to\beta.$) tzn. jak jest kropka na końcu to do tabeli dodajemy r_x, gdzie x to numer produkcji

LR(1)

1. zbiory sytuacji z PODGLĄDEM
2. podgląd początkowy \$
3. podgląd przy domknęciu: 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 $C=I_0,\ldots,I_n$ 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!!!).
3. Idziemy od góry z wygenerowanych, jeśli mamy jakąś sytuację $A\to\alpha\cdot S\beta$ (kropka nie na końcu) to generujemy d(I_{teraz}, S)

   $E\to\varepsilon\Rightarrow E\to .$
4. W ostateczności musimy dojść z każdą produkcją z kropką na koniec

Rekurencja

1. $A\to A\alpha|\beta$
2. $A\to\beta A'$

   $A'\to\alpha A'|\varepsilon$

Faktoryzacja

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

   $A'\to\beta_1|...|\beta_k$

język	lem	slowo	notes
$L = \{uvv^Rw : u, v, w \in \{0,1,2\}^* v \neq \varepsilon\}$	reg	dwa te same sym obok	
$L = \{wwx : w \in \{0,1,2\}^* x \in \{0,1\}^* \vert w\vert > 0\}$	Ogd	$21^n\underline{0^n221^n}0^n2$	
$L = \{wxw : w \in \{a,b\}^* w \neq \varepsilon\}$	Ogd	m > n, slowo: $a^m\underline{b^ma^m}b^m$	
$L = \{wxw^R : w \in \{0,1,2\}^* x \in \{0,1\}^* \vert w\vert > 0\}$	reg	konczy sie tym czym zaczyna	
$L = \{a^nb^ka^n, n \neq k\}$	Ogd	dwa warunki to za mało	
$L = \{a^ib^jc^k, i < j < k\}$	Ogd	nie bezkontekstowy	
$L = \{a^ib^jc^k, k = max(i,j)\}$	lop/ogd	nie bezkontekstowy	
$L = \{a^ib^jc^k, i + j = k\}$	lop	bezkontekstowy	
$L = \{a^ib^jc^k, j = i + k\}$		bezkontekstowy	
$L = \{a^nb^mc^n, m \neq n\}$		nie jest bezkontekstowy	
$L = \{ww, w \in \{0,1\}^*\}$		Nie bezkontekstowe, ale dopełnienie bezkontekstowe	
$L = \{w \in \{0,1,2\}^* w = palindrom\ i\ \vert w\vert_0 = \vert w\vert_2 mod 13\}$		bezkontekstowy, hybryda	
$L = \{w \in \{a,b,c\}^* w = palindrom\ i\ \vert w\vert_a = \vert w\vert_b i \vert w\vert_c > 0\}$	Ogden	$a^nb^ncb^na^n$	
$\omega = xxy \wedge x \neq \varepsilon$	LOP	ab^nab^n	$i = 0$
$\omega = xyyz \wedge y \neq \varepsilon$	reg	$len \geqslant 4$	dobrać krótsze
$\omega\omega^R \wedge \vert\omega\vert_a \equiv \vert\omega\vert_b \equiv 0(mod 13)$	LOP	$a^{13n}b^{13n}b^{13n}a^{13n}$	ozn.
$\omega : \vert\omega\vert_a \equiv \vert\omega\vert_b (mod 3)$	reg	mini	
$\omega = xyy^R \wedge y \neq \varepsilon$	reg	2 obok	
$\omega : palindrom \wedge \vert\omega\vert_a = \vert\omega\vert_c$	LOP	$a^nc^nc^na^n$	
$\omega = xcycz \wedge$ xy i yz $\in \{a,b\}^*$palindromy	Ogd	$a^mbca^mcba^m$	śr. ozn.
$\vert\omega\vert_a = \vert\omega\vert_b$	bezk.		
$\vert\omega\vert_a = \vert\omega\vert_b = \vert\omega\vert_c$	LOP	$a^nb^nc^n$	
$\omega : \vert\omega\vert_a \neq \vert\omega\vert_b \neq \vert\omega\vert_c$	Ogd	$a^{m+m!}b^ma^{m+m!}$	ozn b.
$\omega : \vert\omega\vert_a = \vert\omega\vert_b = \vert\omega\vert_c$	LOP	$a^nb^nc^n$	i=0
$\omega : \vert\omega\vert_a = \vert\omega\vert_c > \vert\omega\vert_b$	LOP	$a^{n+1}b^nc^{n+1}$	
$\omega\omega\omega$	LOP	$0^n1^n0^n1^n0^n1^n$	i=0
$\omega\omega^R\omega$	LOP	$0^n1^n1^n0^n0^n1^n$	i=0
$a^nc^kb^n : n \neq k$	Ogd	$a^{n!+n}c^nb^{n!+n}$	

$L = \{w \in \{0,1,2\}^* w = palindrom\ i\ |w|_0 = |w|_2 mod 13\}$ - hybryda palindromów (da sie zrobic automat) oraz przejście po stanach
L $= \{w \in \{a,b\}^* |w|_a = |w|_b + 5\} <$ bezkontekstowy
L $= \{w \in \{a,b\}^* |w|_a = |w|_b = 2 mod 5 <$ regularny

Majac $L = \{w \in \{a,b,c\}^* i |w|_a \neq |w|_b lub |w|_a \neq |w|_c lub |w|_b \neq |w|_c\}$
mamy niedeterministyczny automat ze stosem ktory zgaduje poprawny wynik.

$L_1 = \{w : w \in \{a,b,c\}^* \wedge |w|_a \neq |w|_b \neq |w|_c\}$
Niech n stała z lematu Ogdena. Niech m > n. Wybieramy slowo $z = a^{m+m!}b^mc^{m+m!}$ i oznaczamy m liter b jako wyróżnione.

1. nie możemy pompować samego a ani samego c (brak wyróżnionych).
2. nie możemy pompować jednocześnie a oraz c (pomiędzy nimi jest więcej niż n wyróżnionych liter).

Pozostają nam do rozpatrzenia podziały, w których:

1. pompujemy b:
   wyznaczamy i: $|vx|_b = p$
   $m + m! = m + (i-1)p$
   $m! = ip - p$
   $i = \frac{m!}{p} + 1$

   $|z'|_b = |z|_b + (i-1)|vx|_b = m + (\frac{m!}{p} + 1 - 1)p = m + m!$
   Długość b jest taka sama jak długość reszty więc wyszliśmy z języka.
2. pompowanie a i b. Równamy ilość b do ilości c.
   pomowanie b i c. Równamy ilość b do ilości a.

FIRST

1. Szukamy produkcji gdzie na początku stoi terminal i ten terminal dodajemy do zbioru FIRST od nieterminala przed strzałką.
2. Szukamy produkcji z eps i dodajemy ten eps do zbioru FIRST od nieterminala przed strzałką.
3. Szukamy produkcji gdzie na początku stoi nieterminal i FIRST od tego nieterminala dodajemy do FIRST od nieterminala stojącego przed strzałką (bez epsilona). Jeżeli w kopiowanym zbiorze jest epsilon to dodajemy FIRST od następnego symbolu. (Jeśli w każdym symbolu jest epsilon to na końcu dodajemy epsilon).

FOLLOW

1. Do zbioru FOLLOW od symbolu początkowego dodajemy $
2. Szukamy produkcji gdzie za nieterminalem będzie stał jakiś symbol i do FOLLOW od tego nieterminala dodajemy FIRST od następnego symbolu (pomijając eps). Jeśli w dodawanym zbiorze był eps to sprawdzamy kolejny symbol.
3. Szukamy produkcji gdzie na końcu znajduje się nieterminal i do FOLLOW od tego nieterminala kopiujemy zawartość FOLLOW od nieterminala przed strzałką.
4. Szukamy produkcji gdzie za jakimś nieterminalem cała prawa strona będzie się zerowała (czyli w FIRST od całej strony będzie epsilon). Wtedy do FOLLOW od tego nieterminala dodajemy FOLLOW od nieterminala przed strzałką.
   Powtarzaj 3 i 4 dopóki są zmiany.

LL FIRST(alfa) - FIRST od pierwszego znaku eps, jeśli jest epsilon to wchodzimy do kolejnego
bin(n)bin(n+1), n > 0 - nie jest bezkontekstowe
bin(n)bin(n+1)$^R, n > 0 - bezkontekstowe$
$bin(n)hex(n)^R, n > 0 > korzystamyzodpowiedniosci bin >> hexiucieczkaodzernapoczatku$