Spis treści

1 Literatura

- J.E. Hopencroft "Wprowadzenie do teorii automatów i obliczeń"
- M. Sipser "Wprowadzenie do teorii obliczeń"
- G.E. Revesz "Introduction to formal languages"
- H.R. Lewin, Papadimitriou "Elements of the Theory of Computation"

2 Język

$$\infty \text{ zdań} + n \text{ reguł} = \text{język}$$

2.1 Funkcje języka

1. Poznawcza
2. Społeczna
3. Ekspresywna

2.2 Nauka o języku

1. syntaktyka - budowa
2. semantyka - co znaczy?
3. pragmatyka - jak się używa?

Przykład:$2 + 3 \cdot 4$: różna semantyka $\rightarrow$ wieloznaczność syntaktyczna

2.3 Definicja

Język składa się z gramatyk i automatów. Gramatyka generuje język, automat rozpoznaje język.

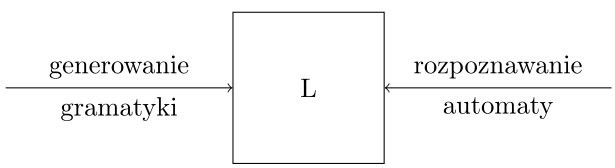

Diagram 1: Ilustracja relacji języków, automatów i gramatyk

3 Alfabet

Alfabet to zbiór atomowych dozwolonych symboli. Przykład: $\{a, b, c, d\}$

4 Słowo

Słowo to skończony ciąg symboli nad alfabetem.

- ε - słowo puste
- $\{K, L, O, P, S\} \neq$ "$KLOPS$", ponieważ słowa mają dodane znaczenie, w postaci tego do którego języka należą.

4.1 Konkatenacja

- Dla $P = a_1...a_n$ i $Q = b_1...b_n,$ to $PQ = a_1...a_nb_1...b_n$
- $P\epsilon = P$
- $\epsilon\epsilon = \epsilon$

4.2 Podsłowo

- $P = Q_1|Q|Q_2$
- $Q \subset P$

4.3 Długość słowa

- $|\epsilon| = 0$
- $|Pa| = |P| + 1$
- $|PQ| = |P| + |Q|$

4.4 Potęga słowa

- $P^0 = \epsilon$
- $P^{n+1} = P^nP$

4.5 Odbicie

- $\epsilon^-1 = \epsilon$
- $(Pa)^-1 = aP^-1$

5 Język

Zbiór dozwolonych słów nad alfabetem.

- V^* - zbiór wszystkich języków
- $V^+ = V^* \ \epsilon$
- $L \in V^*$
- $\{a, ab\} \neq \epsilon, a, ab$ ponieważ inaczej operacje na językach by nie działały

5.1 Konkatenacja języków

$$L_1 = \{a, aa\}, L_2 = \{b, aba\}, L_1L_2 = \{ab, aaba, aab, aaaba\}$$

L_2 \ L_1	a	aa
b	ab	aab
aba	aaba	*aaaba*

Tabela 1: Tabela konkatenacji języków L_1 i L_2

$|L_1L_2| \leq |L_1| \cdot |L_2|$ bo eps wszystko psuje

$$L_1 = \{a^n : n \geq 0\}, L_2 = \{b^n : n \geq 0\}, L_1L_2 = \{a^nb^m : n, m \geq 0\}$$

5.2 Potęga języka

$$L = \{a, ab\}, L^0 = \{\epsilon\}, L^1 = \{a, ab\}, L^2 = L \cdot L$$

Potęgowanie na językach jest dziwne

$$L = \{a^n : n \geq 0\}, L^2 = \{a^n a^m : a, m \geq 0\} = \{a^n : a \geq 0\} = L$$

Potęgowanie języku **nie** zwiększyło mocy

$$L = \{a^n : n > 0\}, L^2 = \{a^n a^m : a, m > 0\} = L \setminus \{a\} = \{a^n : n > 1\}$$

Potęgowanie języku **zmniejszyło** moc

5.3 Odbicie języka

$$L^{-1} = \{P^{-1} : P \in L\}$$

5.4 Dzielenie słów

$$P \in L^n \rightarrow \text{ można podzielić } P \text{ na } n \text{ (niekoniecznie różnych) słów}$$

$$L = \{a, ab\}, \text{"}aababaabab\text{"} \in L^n, n =?$$

Jest to problem wykładniczy, który wymaga stworzenia drzewa różnych możliwości.

6 Domknięcie Kleenego

$$L^* = \bigcup_{n \geq 0}^{\infty} L^n$$

$$L^+ = \bigcup_{n \geq 1}^{\infty} L^n$$

$$L_1 = \{a\}, L_1^* = \{a^n : n \geq 0\}, L_1^+ = \{a^n : n > 0\}$$

$$L_2 = \{\epsilon, a\}, L_2^* = \{a^n : n \geq 0\} = L_2^+$$

$$L = \{aa, ab, ba, bb\}, L^* = \{P \in \{a, b\}^* : 2||P|\} = \text{wszystkie słowa nad alfabetem a, b o parzystej długości}$$

- $L^+ \subset L^*$
- $\epsilon \in L \rightarrow L^+ = L^*$
- $(L^*)^* = L^*$
- $L_1 \subset L_2 \rightarrow L_1^* \subset L_2^*$

$$L = \{a^n : n > 1\}, L^1 \neq L^2, L^* = L$$

7 Automaty Regularne

- nieskończona taśma
- rejestry
- w każdym rejestrze symbol z alfabetu T
- głowica, która porusza się od lewej do prawej po rejestrach taśmy, aż do momentu, kiedy napotka pusty rejestr. Głowica zawsze jest w jednym ze stanów z zbioru stanów

7.1 Deterministyczne automaty skończone

Automat skończenie stanowy jest uporządkowaną piątką

$$\mathfrak{A} = \langle K, T, \delta, q_0, H \rangle$$

- K zbiór stanów
- T alfabet - symbole z tego alfabetu znajdują się w rejestrach
- $\delta : K \times T \to K$ funkcja przejścia automatu
- q_0 stan początkowy automatu
- H zbiór stanów akceptowalnych/końcowych

7.1.1 Funkcja przejść

Zbiory K i T są skończone, co oznacza, że funkcję δ można przedstawić w formie tabelki. Przykład:

$$K = \{q_0, q_1, q_2\}, T = \{a, b\}, H = \{q_2\}$$

$$\delta : K \times T \to K$$

$K \backslash T$	a	b
$\to q_0$	q_2	q_1
q_1	q_0	q_1
$\underline{q_2}$	q_1	q_2

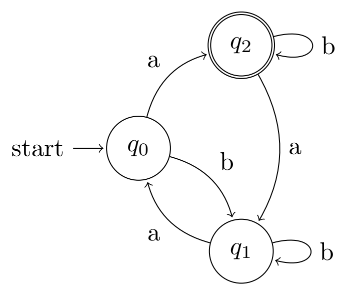

Diagram 2: Tabela konkatenacji języków L_1 i L_2 oraz graf przejść automatu

7.1.2 Rozszerzona funkcja przejść

$$\hat{\delta} : K \times T^* \to K$$

- $\hat{\delta}(q, \epsilon) = q$
- $\hat{\delta}(q, Pa) = \delta(\hat{\delta}(q, P), a)$

$$L(\mathfrak{A}) = \{P \in T^* : \hat{\delta}(q_0, P) \in H\}$$

7.1.3 Przykład

Narysuj diagram przejścia deterministycznego automatu skończenie stanowego $\mathfrak{A}$ w którym $T = \{0, 1\}, P \in L(\mathfrak{A})$ wtedy i tylko wtedy gdy w P występuje na pierwszym od końca miejscu.

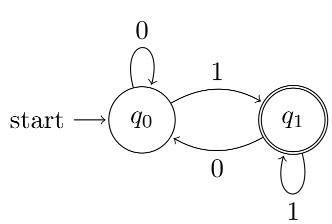

Diagram 3: Diagram przejścia automatu do wykrywania 1 na pierwszym miejscu od końca

Narysuj diagram przejścia deterministycznego automatu skończenie stanowego $\mathfrak{A}$ w którym $T = \{0, 1\}, P \in L(\mathfrak{A})$ wtedy i tylko wtedy gdy w P występuje na drugim od końca miejscu 1.

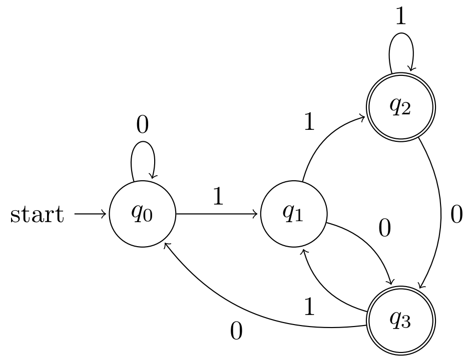

Diagram 4: Diagram przejścia automatu do wykrywania 1 na drugim miejscu od końca

Widać na diagramie 4 wprost zależność że w zależności od miejsca od końca na którym ma być jeden rośnie ilość stanów. Ilość stanów maszyny $|K|$ do wykrywania 1 na n-tym miejscu od końca można wyrazić w następujący sposób: $|K| = 2^n$

7.2 Niedeterministyczne automaty skończone

- zamiast jednego stanu początkowego jest zbiór stanów początkowych
- niedeterministyczna funkcja przejścia, która zwraca zbiór wyjściowych stanów

$$\mathfrak{A} = \langle K, T, \delta, Q_0, H \rangle$$

gdzie oznaczenia są identyczne jak dla deterministycznego automatu z dwoma różnicami:

- $\delta : K \times T \to a \in K$ funkcja przejścia automatu
- Q_0 zbiór stanów początkowych automatu

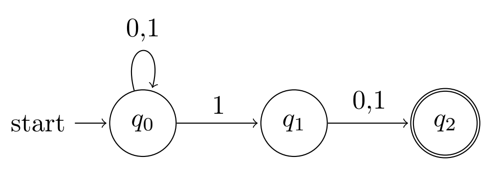

Diagram 5: Niedeterministyczna wersja automatu $\mathfrak{A}$ z rysunku 4

Jak widać zamiast 4 stanów potrzeba tylko 3, to dlatego, że dla wersji niedeterministycznej $|K| = n + 1$

7.2.1 Rozszerzona funkcja przejść

$$\hat{\delta}: P(K) \times T^* \to P(K)$$

- $\hat{\delta}\ (A, \epsilon) = A$
- $\hat{\delta}\ (A, Pa) = \bigcup_{q \in \hat{\delta}(A,P)} \delta(q, a)$

$$\hat{\delta}\ (\{p\}, a) = \delta(p, a)$$

$$L(\mathfrak{A}) = \{P \in T^* : \hat{\delta}\ (Q_0, P) \cap H \neq \emptyset\}$$

7.2.2 Twierdzenie Scotta

- każdy **nie**deterministyczny automat skończony można zastąpić równoważnym deterministycznym automatem skończonym
$$\mathfrak{L}_{ndet} \subset \mathfrak{L}_{det}$$
- każdy deterministyczny automat skończony można zastąpić równoważnym **nie**deterministycznym automatem skończonym
$$\mathfrak{L}_{det} \subset \mathfrak{L}_{ndet}$$
- liczba stanów automatu deterministycznego jest wykładnicza w stosunku do liczby stanów automatu niedeterministycznego

$$\mathfrak{L}_{det} = \mathfrak{L}_{ndet}$$

Zatem co nam daje niedeterministyczność? Przede wszystkim prostotę, ale kosztem wykładniczej złożoności.

Narysuj diagram przejścia deterministycznego automatu skończenie stanowego $\mathfrak{A}$ w którym $T = \{a\}, P \in L(\mathfrak{A})$ wtedy i tylko wtedy gdy $(2||P|) \vee (3||P|)$.

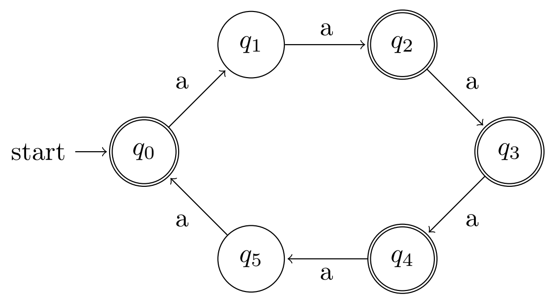

Diagram 6: Diagram przejścia automatu do wykrywania słów o długości podzielnej przez 2 lub 3

Jak widzimy na diagramie 6 przyjmuje postać cyklu o okresie 6, ponieważ $NWW(3, 2) = 6$. Problem z diagramami deterministycznym się pojawia dla wyższych liczb, np.: 7 i 5, wtedy $NWW(7, 5) = 35$. Zatem narysujmy diagram niedeterministyczny 7.

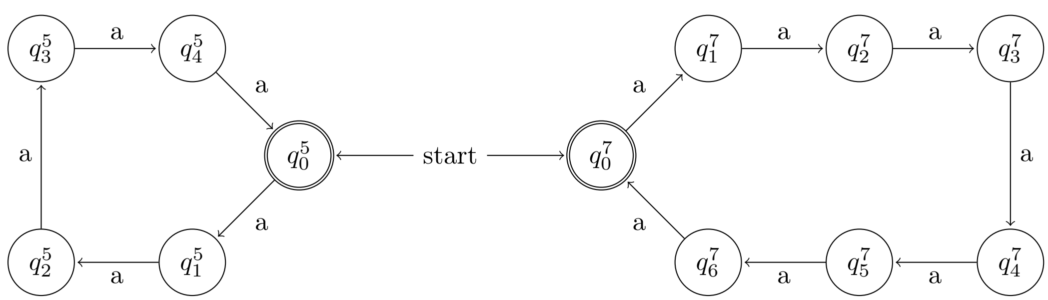

Diagram 7: Diagram przejścia automatu ndet do wykrywania słów o długości podzielnej przez 5 lub 7

Jako, że automaty niedetermnistyczne pozwalają na kilka stanów początkowych, to tworzymy diagram niespójny, który w zależności od tego czy $|P|$ jest podzielne przez 5 czy 7 przechodzi do odpowiedniego pod-automatu. Najłatwiej to można sobie wyobrazić jako dwa równoległe automaty z alternatywą na koniec.

7.2.3 Przekształcenie niedet → det

$$\mathfrak{A} = \langle K, T, \delta, Q_0, H \rangle$$

$$\mathfrak{A}' = \langle K', T', \delta', q'_0, H' \rangle$$

$$L(\mathfrak{A}) = L(\mathfrak{A}')$$

- $T' = T$ bo nie ma sensu zmieniać taśmy
- $K' = P(K)$ **Wykładniczy wzrost liczby stanów**
  w przekształceniu będziemy używać systemu etykiet(konstrukcja potęgowa) aby zamieniać zbiory stanów na pojedyncze stany
  $$\{q_0, q_1\} = q^{01}$$
  $$P(K) = \{q^{\emptyset}, q^1, q^0, q^{10}, ...\}$$
- $q_0' = Q_0$ - stan odpowiadający zbiorowi stanów początkowych
- $H' = \{A \in K' : A \cap H \neq \emptyset\}$
- $\delta'(A, a) = \bigcup_{q \in A} \delta(q, a)$

Dla automatu 5 zbudujmy równoważny automat deterministyczny. Korzystając z powyższych zasad otrzymujemy:

- $K' = P(K) = \{\emptyset, \{q_0\}, ..., \{q_1, q_2\}, \{q_0, q_1, q_2\}\} = \{q^{\emptyset}, q^0, ..., q^{12}, q^{012}\}$
- $H' = \{q^2, q^{12}, q^{02}, q^{012}\}$
- $q_0' = \{q_0\} = q^0$

$K' \backslash T$	0	1
$q^{\emptyset}$	$q^{\emptyset}$	$q^{\emptyset}$
$\rightarrow q^0$	q^0	q^{01}
q^1	q^2	q^2
$\underline{q^2}$	$q^{\emptyset}$	$q^{\emptyset}$
q^{01}	q^{02}	q^{012}
$\underline{q^{12}}$	q^2	q^2
$\underline{q^{02}}$	q^0	q^{01}
$\underline{q^{012}}$	q^{02}	q^{012}

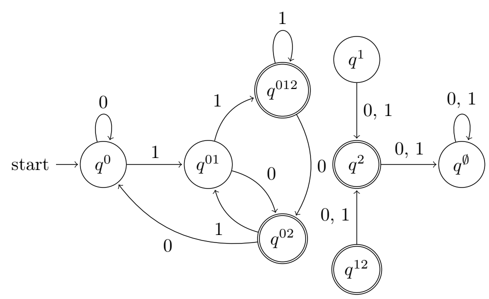

Diagram 8: Zdeterminizowany automat z rysunku 5 i jego tabela przejść

Jak widać na diagramie 8 liczba stanów wzrosła z 3 do 8, co jest zgodne z przewidywaniami. Jednocześnie widać, że diagram 4 zawiera się w diagramie 8, co niekoniecznie oznacza, że są sobie równoważne, lecz jako, że stany dodatkowe są nieosiągalne to te dwa automaty są równoważne. **Nie zawsze równoważność automatów będzie tak oczywista.**

7.3 Automaty z przejściem

Co jeśli moglibyśmy zmienić stan ale nie ruszyć głowicy? Wtedy mamy do czynienia z automatem z przejściem.

$$\epsilon \in T, \epsilon = \text{nie ruszaj głowicy automatu}$$

$$\delta : K \times (T \cup \{\epsilon\}) \rightarrow P(K)$$

Każdy automat z przejściem jest niedeterministyczny

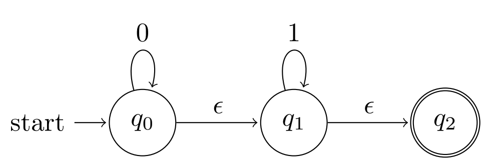

Diagram 9: Automat z przejściem

Automat przedstawiony na rysunku 9 akceptuje języki o następującej postaci $L(\mathfrak{A}) = \{0^n 1^m 2^k : n, m, k \geq 0\}$.
Nie istnieją różne epsilony: $00\epsilon1\epsilon222 = 00122$

7.3.1 Domknięcie stanu

$$E(q) = \text{zbiór stanów osiągalnych z } q \text{ przez dowolną liczbę epsilonów}$$

1. $q \in E(q)$
2. $r \in E(q) \land p \in \delta(r, \epsilon) \to p \in E(q)$

7.3.2 Domknięcie zbioru stanów

$$E(A) = \bigcup_{q \in A} E(q)$$

7.3.3 Rozszerzona funkcja przejść

$$\hat{\delta}\colon P(K) \times T^* \to P(K)$$

- $\hat{\delta}\ (A, \epsilon) = E(A)$
- $\hat{\delta}\ (A, Pa) = \bigcup_{q \in \hat{\delta}(A,P)} E(\delta(q, a))$

7.3.4 Przekształcenie $\epsilon \to$ ndet

$$\mathfrak{A}' = \langle K', T', \delta', Q_0', H' \rangle$$

$$T' = T, K' = K, H' = H, Q_0' = E(Q_0), \delta'(A, a) = E(\delta(q, a))$$

$$\mathfrak{L}_{\mathfrak{ndet}} = \mathfrak{L}_\epsilon = \mathfrak{L}_{\mathfrak{det}}$$

δ_ϵ	a	b	ϵ
$\to q_0$	$\emptyset$	$\{q_1\}$	$\{q_2\}$
q_1	$\{q_1, q_2\}$	$\{q_2\}$	$\emptyset$
$\underline{q_2}$	$\{q_0\}$	$\emptyset$	$\emptyset$

$\Longrightarrow$

δ_{ndet}	a	b
$\to q_0$	$E(\emptyset) = \emptyset$	$\{q_1\}$
q_1	$\{q_1, q_2\}$	$\{q_2\}$
$\to \underline{q_2}$	$E(\{q_0\}) = \{q_0, q_2\}$	$\emptyset$

Diagram 10: Przekształcenie automatu z przejściem na niedeterministyczny

8 Wyrażenia regularne

$$Reg(V) = \text{zbiór wyrażeń regularnych nad alfabetem } V$$

- $o \in Reg(V)$
- $e \in Reg(V)$
- $a \in V \to a \in Reg(V)$
- $u, v \in Reg(V) \to (u + v), (u \cdot v), (u^*) \in Reg(V)$

8.1 Operacje

W kolejności od najwyższego priorytetu do najniższego

1. $P \in Reg(V) \to L(P) \neq \emptyset$
2. $L(u^*) = (L(u))^*$
3. $L(uv) = L(u) \cdot L(v)$
4. $L(u + v) = L(u) \cup L(v)$
5. $L(u) = \{u\}$

8.2 Przykłady

$$L(ba^*) = \{ba^n : n \geq 0\}$$

$$L(ba^*) = L(b)L(a^*) = \{b\} \cdot (L(a))^* = \{b\} \cdot \{a\}^* = \{ba^n : n \geq 0\}$$

$L((a+b)^*ab(a+b)^*)$ - wszystkie słowa nad alfabetem $\{a, b\}$ zaczynające się od a i kończące się b

8.3 Tw. Kleenego

$$\forall_{v \in Reg(V)} L(v) \subset \mathfrak{L}_{det}$$

Każdy język generowany przez wyrażenie regularne jest językiem akceptowanym przez automat skończony. Dowód opiera się na konstrukcji automatu ϵ odpowiadającego operatorowi wyrażenia regularnego.

8.3.1 $w = u + v$

$$L(u+v) = L(u) \cup L(v)$$
$$L(u) = L(\mathfrak{A}_u), L(v) = L(\mathfrak{A}_v)$$
$$L(\mathfrak{A}) = L(\mathfrak{A}_u) \cup L(\mathfrak{A}_v)$$

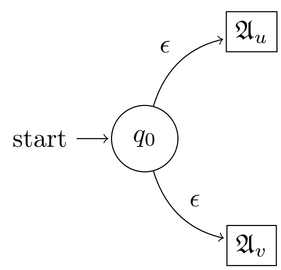

Diagram 11: Konstrukcja automatu dla wyrażenia regularnego $u + v$

8.3.2 $w = uv$

$$L(uv) = L(u) \cdot L(v)$$
$$L(u) = L(\mathfrak{A}_u), L(v) = L(\mathfrak{A}_v)$$
$$L(\mathfrak{A}) = L(\mathfrak{A}_u) \cdot L(\mathfrak{A}_v)$$

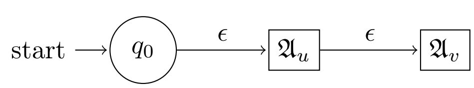

Diagram 12: Konstrukcja automatu dla wyrażenia regularnego uv

8.3.3 $w = u^*$

$$L(u^*) = (L(u))^*$$
$$L(u) = L(\mathfrak{A}_u)$$
$$L(\mathfrak{A}) = (L(\mathfrak{A}_u))^*$$

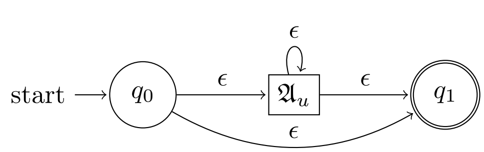

Diagram 13: Konstrukcja automatu dla wyrażenia regularnego u^*

9 Klasy języków

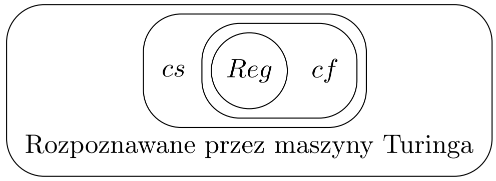

Diagram 14: Nadzbiory języków regularnych

9.1 Języki regularne

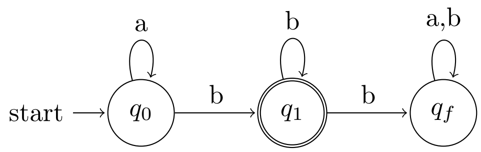

Diagram 15: Konstrukcja automatu dla automatu a^*b^*

Język regularny to język akceptowany przez wyrażenie regularne, czyli język akceptowany przez automat skończony.

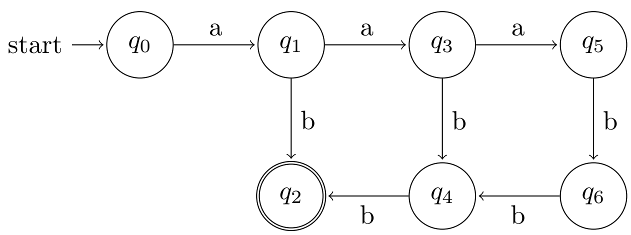

Diagram 16: Konstrukcja automatu akceptującego język $L = \{a^n b^n : 1 \leq n \leq 3\}$ **bez śmietnika**

Czy można zapisać automat deterministyczny (lub nie) skończenie stanowy, akceptujący język $L = \{a^n b^n : n \geq 1\}$ **?**

Nie da się, ponieważ wymagałoby to nieskończonej ilości stanów. Zatem język L nie jest językiem regularnym.

9.1.1 Lemat o pompowaniu dla języków regularnych

Służy do dowodzenia, że język **nie** jest regularny.
Jeżeli $L = L(\mathfrak{A})$
to: istnieje $k \geq 0$, taki, że każde słowo $P \in L$ o długości $|P| \geq k$ można zapisać jako $P = XYZ$, spełniające warunki:

- $Y \neq \epsilon$
- $|XY| \leq k$
- $\forall_{i \geq 0} XY^i Z \in L$

Parafrazując: jeśli język jest regularny, to nie ma w nim słowa, którego nie mógłbyś podzielić na trzy części, takie, że środkowa część jest powtarzalna.

Lemat o pompowaniu jest warunkiem koniecznym ale nie wystarczającym. To oznacza, że wszystkie języki regularne spełniają warunek lematu o pompowaniu, ale nie wszystkie języki spełniający warunek lematu o pompowaniu są regularne. Warunkiem dostatecznym jest zdefiniowanie automatu skończenie stanowego akceptującego język.

Przykład zgodny

Dlaczego język $L = \{a^n b^m : n, m \geq 1\}$ jest regularny?

- $k > 2, P \in L$
- $|P| \geq k \to n + m \geq k$
- $P = a^{n-x}a^x b^m$ czyli $P = XYZ$ gdzie $X = a^{n-x}, Y = a^x, Z = b^m$
- $n - x + x < k \leftrightarrow |XY| \leq k$
- dla $i \geq 0$ $XY^iZ = a^{n-x}a^{xi}b^m = a^{n+x(i-1)}b^m$, co jak widzimy jest w języku L

Przykład niezgodny
Dlaczego język $L = \{a^n b^n : n \geq 1\}$ nie jest regularny?

- $k > 2, P \in L$
- $|P| \geq k \to 2n \geq k$
- $|XY| \leq k \to XY = a^n \vee XY = b^n$
- dla $i = 2$ $XY^2Z = a^n b^n b^n \notin L$

Zatem muszą istnieć języki nieregularne

9.1.2 Przechodniość regularności

Z tw. Kleenego:

$$L_1, L_2 \in \mathfrak{L}_{reg} \to L_1 \cup L_2, L_1 \cdot L_2, L_1^*, L_2^* \in \mathfrak{L}_{reg}$$

$$L_1 \cup L_2 = L(v + w) = L(v) \cup L(w) = L_1 \cup L_2$$

$$L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1 \cap L_2}} = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}}$$

$$L_3 \subsetneq L_2 \subsetneq L_1 \subsetneq L_0$$

9.2 Bezkontekstowe

9.2.1 Część wspólna języków bezkontekstowych

$$\overset{CF}{\{a^n b^n c^k : n \geq 1\}} \cap \overset{CF}{\{a^n b^k c^k : n \geq 1\}} = \overset{CTX}{\{a^n b^n c^n : n \geq 1\}}$$

10 Gramatyki

Gramatyki służą do generowania języków. Działanie gramatyk wyraża się przy pomocy reguły przepisującej.

$$(P, Q) - \text{słowa}$$

$$\text{Jeżeli } P \to Q \text{ oraz } U = P_1 P P_2 \text{ to } U \Rightarrow P_1 Q P_2$$

Jeżeli reguła przepisująca jest wykonywana wielokrotnie to używamy oznaczenia $\overset{*}{\Rightarrow}$.

$$G = \langle V_N, V_T, S, F \rangle$$

gdzie:

- V_N - zbiór nieterminali (symboli zastępowanych)
- V_T - zbiór terminali (symboli niezastępowanych)
- S - symbol początkowy
- F - zbiór reguł przepisujących

$$V_N \cap V_T = \emptyset$$

10.1 Wyprowadzanie słowa w jednym kroku

Dla gramatyki G mówimy, że W jest wyprowadzane w jednym kroku z U (oznaczane $U \Rightarrow W$) jeżeli istnieje reguła $P \to Q \in F$ taka, że $U = P_1 P Q_2$ oraz $W = P_1 Q Q_2$.

10.2 Wyprowadzanie słowa w wielu krokach

Dla gramatyki G mówimy, że W jest wyprowadzane w wielu krokach z U (oznaczane $U \overset{*}{\Rightarrow} W$) wtedy gdy $U = W$, lub gdy istnieją słowa $R_1 \dots R_n : n > 1$ gdzie $R_1 = U$ a $R_n = W$.

10.3 Język generowany przez gramatykę

$$L(G) = \{W \in V_T^* : S \overset{*}{\Rightarrow} W\}$$

10.3.1 Przykład prosty

$$F = \{S \to aaSA, S \to \epsilon, A \to bA, A \to b\}$$

$$S \overset{*}{\Rightarrow} a^{2n}SA^n \Rightarrow a^{2n}A^n \overset{*}{\Rightarrow} a^{2n}b^m$$

$$L(G) = \{a^{2n}b^m : n \geq 0, m \geq 0\} \cup \{\epsilon\}$$

10.3.2 Przykład złożony

$$F = \{S \to abScd, S \to A, A \to dcAba, A \to \epsilon\}$$

$$S \overset{*}{\Rightarrow} (ab)^n S(cd)^n \Rightarrow (ab)^n A(cd)^n \overset{*}{\Rightarrow} (ab)^n(dc)^m A(ba)^m(cd)^n \Rightarrow (ab)^n(dcba)^m(cd)^n$$

$$L(G) = \{(ab)^n(dcba)^m(cd)^n : n \geq 1, m \geq 0\} \cup \{\epsilon\}$$

10.3.3 Przykład prosty

$$L(G) = \{a^n : n \geq 0\} = L(a^*)$$

$$G = \langle \{S\}, \{a\}, S, \{S \to aS, S \to \epsilon\} \rangle$$

10.3.4 Przykład złożony

$$L(G) = \{a^n b^n : n \geq 1\} \notin \mathfrak{L}_{reg}$$

$$G = \langle \{S\}, \{a, b\}, S, \{S \to aSb, S \to ab\} \rangle$$

10.4 Rodzaje gramatyk

- Typu 0 (ogólne)
- Typu 1 (kontekstowe)
- Typu 2 (bezkontekstowe)
- Typu 3 (regularne)

$$G_2 \subset G_1 \subset G_0, G_3 \subset G_0$$

$$L(G_n) = \mathfrak{L}_n = L(\mathfrak{A}_n)$$

10.5 Gramatyki typu 3

$$F = \{A \to aB, A \to a, A \to \epsilon : A, B \in V_N, a \in V_T\}$$

10.5.1 Gramatyki Normalne typu 3

$$F = \{A \to aB, A \to \epsilon : A \in V_N, a \in V_T\}$$

Liczba kroków generacji = $|P|$. Każda gramatyka regularna może być zapisana w postaci gramatyki normalnej typu 3.

10.5.2 Gramatyki liniowe

Gramatyki regularne inaczej nazywa są gramatykami liniowymi prawostronnymi. Gramatyki liniowe prawostronne to gramatyki, w których $F = \{A \to Pb\}$. Gramatyki liniowe lewostronne to gramatyki, w których $F = \{A \to bP\}$. **Gramatyki liniowe lewostronne są równoważne gramatykom liniowym prawostronnym.** Gramatyki liniowe to gramatyki kontekstowe, w których $F = \{A \to P_1 B_2\}$

10.6 Gramatyki bezkontekstowe

$$F = \{A \to P : A \in V_N, P \in \{V_N \cup V_T\}^*\}$$

10.6.1 Problem należenia słowa pustego

Dla każdej gramatyki bezkontekstowej G można efektywnie skonstruować równoważną jej gramatykę bezkontekstową G', w której nie ma reguł przepisujących symbol początkowy w słowo puste, za wyjątkiem sytuacji jeśli $\epsilon \in L(G)$. Wówczas jedyną regułą w F' zawierającą ϵ będzie $S' \to \epsilon$ i S' nie pojawia się po prawej stronie żadnej reguły.

Problem należenia słowa pustego jest rozstrzygalny dla gramatyk bezkontekstowych. Algorytm wygląda następująco:

1. Przekształć gramatykę G na równoważną jej gramatykę G', w której nie ma reguł przepisujących symbol początkowy w słowo puste.
2. Sprawdź, czy $S' \to \epsilon \in F'$.

10.6.2 Gramatyki normalne bezkontekstowe

Gramatyka bezkontekstowa jest normalna, jeżeli każda reguła przepisująca ma postać $A \to a$ lub $A \to BC$, **efektywnie tworząc drzewo binarne**.

Dla każdej ϵ-wolnej gramatyki bezkontekstowej można efektywnie skonstruować równoważną jej gramatykę bezkontekstową normalną.
Zamiana CF $\to$ CF norm

- Pozbądź się terminałów z reguł innych niż te o kształcie $A \to a$ kosztem nowych nieterminali.

$$\{A \to abXc\} \Rightarrow \{A \to X_a X_b X X_c, X_a \to a, X_b \to b, X_c \to c\}$$

- Zamień reguły o kształcie $A \to a_1 a_2 \ldots a_n B$ na reguły o kształcie $A \to a_1 X_1, X_1 \to a_2 X_2, \ldots, X_{n-1} \to a_n B$.

$$\{A \to X_1 X_2 X_3 X_4\} \Rightarrow \{A \to X_1 Z_1, Z_1 \to X_2 Z_2, Z_2 \to X_3 X_4\}$$

10.6.3 Problem słowa

Problem słowa jest rozstrzygalny dla gramatyk bezkontekstowych. Algorytm siłowy ma złożoność $O(\overline{\overline{F}}^{|P|})$ gdzie $|P|$ to długość słowa. Z kolei algorytm "CYK" ma złożoność $O(|P|^3)$.

10.6.4 Lemat o pompowaniu dla gramatyk bezkontekstowych

Istnieje liczba naturalna p zależna od L, taka, że dla każdego słowa $P \in L$ o długości $|P| \geq p$ istnieje podział $P = UXWYZ$ spełniający warunki:

- $XY \neq \epsilon$
- $|XWY| \leq p$
- $\forall_{i \geq 0} UX^iWY^iZ \in L$

Dla normalnych gramatyk $n = \overline{\overline{V_n}}$, $p = 2^n$

10.7 Gramatyki kontekstowe

$$F = \{Q_1AQ_2 \to Q_1PQ_2 : Q_1, Q_2, A, P \in \{V_N \cup V_T\}^* \backslash S\} \cup \{S \to \epsilon\}$$

Reguły w F nie mogą pozwolić na zmniejszenie się ciągu.

10.8 Gramatyki ogólne

Bez ograniczeń na reguły

10.9 Przekształcenie automatu na gramatykę

Dla $\mathfrak{A} = \langle K, T, \delta, q_0, H\rangle$, $\mathfrak{A} \in \mathfrak{A}_{det}$

- $V_T = T$
- $V_N = K \cup \{S\}$
- $\delta(q_0, a) = p$ to $p \to a \in F$
- $\delta(q, a) = p$ to $p \to qa \in F$
- $q \in H$ to $S \to p \in F$
- $q_0 \in H$ to $S \to \epsilon \in F$

10.10 Przekształcenie gramatyki na automat

Dla $G = \langle V_N, V_T, S, F\rangle$

- $K = V_N$
- $T = V_T$
- $Q_0 = \{S\}$
- $H = \{A \in K : A \to \epsilon \in F\}$
- $A \to aB \in F$ to $B \in \delta(A, a)$

11 Algorytmy

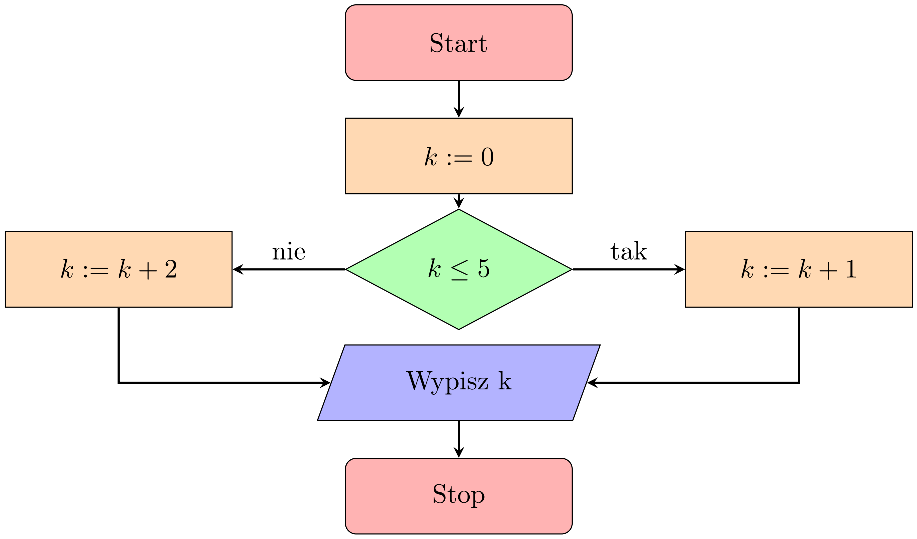

Diagram 17: Schemat blokowy przykładowego algorytmu

Algorytm to zbiór procedur, które dla danego wejścia dają określony wynik. My zakładamy, że algorytm zwraca TAK lub NIE.

11.1 Problem

Problem to zbiór instancji, oraz zbiór instancji pozytywnych problemu.

$$\mathcal{P} = \langle \mathbb{I}, \mathbb{P} \rangle$$

$$\mathbb{P} \subset \mathbb{I}$$

Warto zauważyć zatem, że $\mathbb{I}$ działa jak alfabet, a $\mathbb{P}$ jak język nad tym alfabetem. Algorytm dla danego problemu określa czy dana instancja należy do zbioru pozytywnego (języka), w podobny sposób jak automat określa co jest w języku. Zatem algorytm działa trochę jak funkcja $\mathcal{A} : \mathbb{I} \to \{\top, \bot\}$.

11.1.1 Problem rozstrzygalny

Problem rozstrzygalny to taki problem, dla którego istnieje algorytm, który dla każdej instancji zwraca TAK lub NIE.

11.1.2 Problem pustości

$$\mathbb{I} = \text{wszystkie automaty} = \mathbb{A}$$

$$\mathbb{P} = \{\mathfrak{A} \in \mathbb{A} : L(\mathfrak{A} = \emptyset)\}$$

Jest to problem **rozstrzygalny** dla języków regularnych.

11.1.3 Problem skończoności

$$\mathbb{I} = \mathbb{A}$$

$$\mathbb{P} = \{\mathfrak{A} \in \mathbb{A} : |L(\mathfrak{A})| < \infty\}$$

Jest to problem **rozstrzygalny** dla języków regularnych.

11.1.4 Problem nieskończoności

$$\mathbb{I} = \mathbb{A}$$
$$\mathbb{P} = \{\mathfrak{A} \in \mathbb{A} : |L(\mathfrak{A})| = \infty\}$$

Jest to problem **rozstrzygalny** dla języków regularnych, ponieważ jest to odwrotne pytanie do problemu skończoności.

11.1.5 Problem równości

$$\mathbb{I} = \mathbb{A} \times \mathbb{A}$$
$$\mathbb{P} = \{(\mathfrak{A}_1, \mathfrak{A}_2) \in \mathbb{A} \times \mathbb{A} : L(\mathfrak{A}_1) = L(\mathfrak{A}_2)\}$$

Jest to problem **rozstrzygalny** dla języków regularnych.

- Zbuduj $\mathfrak{B}$, takie, że $L(\mathfrak{B}) = (L(\mathfrak{A}_1) \cap \overline{L(\mathfrak{A}_2)}) \cup (L(\mathfrak{A}_2) \cap \overline{L(\mathfrak{A}_1)})$ (XOR mnogościowe)
- Zastosuj problem pustości na $\mathfrak{B}$

12 Automaty ze stosem

Zachowują się jak automaty regularne z ϵ przejściami, ale z tą różnicą, że mają dodatkową głowicę operującą na stosie.

$$\mathfrak{A}_{zs} = \langle Z, K, T, \delta, z_0, q_0, H\rangle$$

- Z - zbiór symboli stosu
- K - zbiór stanów
- T - zbiór symboli wejściowych
- δ - funkcja przejścia
- z_0 - symbol początkowy stosu
- q_0 - stan początkowy
- H - zbiór stanów akceptujących

Głowica na taśmie jest tylko i wyłącznie do odczytu, natomiast głowica na stosie czytając element ze stosu, usuwa go i następnie może włożyć na stos nowe elementy.

$$\delta : Z \times K \times (T \cup \{\epsilon\}) \to P(Z^* \times K)$$

12.1 Konfiguracja

Konfiguracja to opis chwilowy automatu ze stosem. Formalnie jest to słowo postaci $WqP \in Z^*KT^*$ takie, że $W \in Z^*$ (głowica ogląda ostatni symbol W), $q \in K$ natomiast $P \in T^*$

Konfiguracja początkowa to konfiguracja dla początkowych zmiennych automatu. Z reguły jest to $z_0q_0P : P \in T^*$. Konfiguracja końcowa z kolei to konfiguracja dla stanów akceptujących. Z reguły przyjmuje postać $zq\epsilon : z \in Z, q \in H$.

12.1.1 Bezpośrednia redukcja konfiguracji

Dla dwóch konfiguracji X, Y mówimy że X bezpośrednio redukuje się do Y $(X \Rightarrow Y)$ jeśli $X = \omega zqaP$, $Y = \omega Upp$ oraz:

- $q, p \in K$
- $z \in Z, a \in T \cup \{\epsilon\}$
- $\omega, U \in Z^*, p \in T^*$
- $(U, p) \in \delta(z, q, a)$

12.1.2 Redukcja konfiguracj

Dla dwóch konfiguracji X, Y mówimy że X redukuje się do Y ($\overset{*}{\Rightarrow}$), jeśli istnieje ciąg $X_1, X_2 \ldots, X_n$ taki, że: $X_1 = X, X_n = Y, \forall_{1 \leq i < n} X_i \Rightarrow X_{i+1}$

12.2 Języki automatu ze stosem

Dla automatów ze stosem języki definiujemy przy pomocy redukcji konfiguracji. Język akceptowany przez $\mathfrak{A}_{zs}$ to zbiór $L(\mathfrak{A}) = \{P \in T^* : z_0 q_0 P \overset{*}{\Rightarrow} W p \epsilon : W \in Z^*, p \in H\}$. **lub** $N(\mathfrak{A}) = \{P \in T^* : z_0 q_0 P \overset{*}{\Rightarrow} \epsilon p \epsilon : p \in K\}$

Są dwie różne konwencje dot. tego czy automat akceptuje język. Albo automat dochodzi do stanu końcowego ($L(\mathfrak{A})$), albo kończy mu się stos ($N(\mathfrak{A})$). Dla dowolnego automatu ze stosem $\mathfrak{A}$ można skonstruować automat $\mathfrak{A}'$ dla którego $L(\mathfrak{A}) = N(\mathfrak{A}')$ i na odwrót.

12.3 Przykład

$\mathfrak{A}_{zs}$ **akceptujący język** $\{a^n b^n : n \geq 1\}$

- $Z = \{z_0, a\}$
- $K = \{q_0, q_1, q_2\}$
- $T = \{a, b\}$
- $H = \{q_2\}$

$$\delta : Z \times K \times (T \cup \{\epsilon\}) \to P(Z^* \times K)$$

Przy każdym a dodajemy a na stos, a potem czytając b ściagamy ze stosu. Jeśli liczba jest a i b jest równa to jak dojdziemy do końca to stos będzie pusty.

1. $\delta(z_0, q_0, b) = \emptyset$ - pierwsze co czytamy to b: nonsens
2. $\delta(z_0, q_0, a) = (z_0 a, q_0)$ - przechodzimy w tryb czytania a
3. $\delta(a, q_0, a) = (aa, q_0)$ - czytamy a
4. $\delta(a, q_0, b) = (\epsilon, q_1)$ - przechodzimy w tryb czytania b
5. $\delta(a, q_1, b) = (\epsilon, q_1)$ - czytamy b
6. $\delta(z_0, q_1, b) = \emptyset$ - jeśli stos jest pusty a dalej są b
7. $\delta(z_0, q_1, \epsilon) = (z_0, q_2)$ - stan końcowy