

Lépésszám becslések:

- (i) $f(n) \in O(g(n))$ ha $\exists c > 0$ és $\exists n_0 \in \mathbb{N}^+$: $f(n) \leq c \cdot g(n)$ ha $n \geq n_0$.
- (ii) $f(n) \in \Omega(g(n))$ ha $\exists d > 0$ és $\exists n_0 \in \mathbb{N}^+$: $f(n) \geq d \cdot g(n)$ ha $n \geq n_0$.
- (iii) $f(n) \in \Theta(g(n))$ ha $f(n) \in O(g(n))$ és $f(n) \in \Omega(g(n))$.

$$1 \ll \log n \ll \dots \ll \log^{100} n \ll n \ll n \log n \ll \dots \ll n \log^{100} n \ll n^2 \ll 2^n \ll n! \ll n^n$$

Det hiányos VA nyelve: $L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid w\text{-t el tudja olvasni és a végén } F\text{-beliben van}\}.$

Nemdet VA nyelve: $L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid \text{van } w\text{-hez olyan számítás, amin elolvas végig és elfogad}\}.$

Tétel: Ha L -re van hiányos DVA, akkor van rá teljes DVA is.

Tétel: Ha L -re van nemdet VA, akkor van teljes DVA is.

Reguláris nyelv: L reguláris, ha van rá véges automata.

Tétel: $a^n b^n$ alakú szavak nyelve nem reguláris, azaz nincs rá det, teljes VA.

CF nyelvtan által generált nyelv: $L(G) = \{w \in \Sigma^* \mid S \Rightarrow \dots \Rightarrow w \text{ (azaz van levezetés } w\text{-ig)}\}.$

Amikor azt állítjuk, hogy egy CF nyelvtan egy adott nyelvet generál, akkor meg kell mutatni, hogy **azt és csak azt** a nyelvet generálja. pl:

$$\left\{ \begin{array}{l} L(G) \subseteq \{1. \text{ betű} = \text{utolsó}\} - (\text{azaz csak ilyen szavakat tud generálni}) \\ L(G) \supseteq \{1. \text{ betű} = \text{utolsó}\} - (\text{azaz minden ilyen szót generál}) \end{array} \right\}$$

CF nyelvtan által generált nyelv: $L(G) = \{w \in \Sigma^* \mid S \Rightarrow \dots \Rightarrow w \text{ (azaz van levezetés } w\text{-ig)}\}.$

Nemdet PDA nyelve: $L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid \text{van olyan futás, amire } w\text{-t elolvassa és elfogadó állapotba ér}\}$

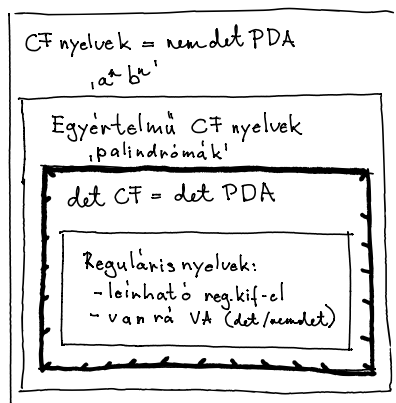
Tétel: $\{a^n b^n c^n \mid n \geq 1\}$ alakú szavak nyelvére nincs PDA.

Tétel: L -re van G CF nyelvtan: $L(G) = L \iff L$ -re van M nemdet PDA: $L(M) = L$

CF nyelv: L nyelv CF nyelv ha van rá G CF nyelvtan: $L(G) = L$ (= van rá M nemdet PDA: $L(M) = L$).

Determinisztikus CF nyelv: L nyelv det CF nyelv ha van rá det PDA.

Tétel: L -re van det PDA $\Rightarrow L$ -re van egyértelmű CF nyelvtan.



Turing - gépek - algo
 $a^n b^n c^n$

Diagonális nyelv: $L_d = \{w \in \{0,1\}^* \mid \exists M_w (w \text{ egy TG-et kódol} \text{ és } w \notin L(M_w) \text{ (} w\text{-t nem fogadja el a TG)})\}$

Állítás: Nincs olyan M TG amire $L(M) = L_d$

Megállási nyelv: $L_h = \{w\#s \mid w \in \{0,1\}^*, s \in \{0,1\}^* \text{ és } \exists M_w \text{ és } M_w \text{ leáll } s\text{-en}\}$ ($w\#s$ egy szópárt jelöl)

Állítás: L_h -ra van TG de nincs **mindig leálló** TG.

Church-Turing tézis:

- (i) L nyelvre van algoritmikus eljárás, ami éppen L szavait fogadja el $\iff L$ -re van M TG: $L(M) = L$.
- (ii) L nyelvre van mindig leálló algoritmus, ami L szavait fogadja el $\iff L$ -re van mindig leálló M TG: $L(M) = L$.

Tétel: L -re van M nemdet TG: $L(M) : L \iff L$ -re van M' det TG: $L(M') : L$.

P: Azon L nyelvek, amelyekre van M polinom időkorlátos det TG: $L(M) = L$

NP: Azon L nyelvek, amelyekre van M polinom időkorlátos nemdet TG: $L(M) = L$

Tanú tétel: $L \in \text{NP}$ akkor és csak akkor, ha $\exists c_1, c_2 > 0$ és L_1 szópárokból áll:

- (i) $L_1 \in \text{P}$, azaz (x, y) párról gyorsan eldönthető, hogy jó pár-e.
- (ii) $x \in L \iff \exists y : |y| \leq c_1 \cdot |x|^{c_2} \text{ és } (x, y) \in L_1$.