Zwei Monoide sind isomorph, wenn $h : M_1 \rightarrow M_2$ bijektiv und homomorph ist

$L_1L_2 := \{uv \mid u \in L_1, v \in L_2\}$

$L^\circ = \{\varepsilon\}$

$L^n = LL^{n-1}$

L^* = Kleenesche Hülle

Eine Sprache ist regulär, wenn es einen regulären Ausdruck r gibt mit $L(r) = L$

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

M ist DFA, also ist L(M) regulär

Zu jedem NFA M gibt es einen DFA M' mit L(M) = L(M')

Potenzautomat: Zustände von 2 Automaten zusammenfassen, geht von qa keine α-Transition ab, geht α zu $\emptyset$

NFA: kleiner, einfacher zu entwerfen als DFA

Zu jeder regulären Sprache L gibt es einen NFA mit ε-Übergängen, der L akzeptiert

Produktautomat: Alle möglichen Kombinationen von Zuständen, Endzustand: Wenn alle Teile Endzustände sind

Myhill-Nerode: $L \subseteq \Sigma^*$ ist genau dann regulär, wenn $\equiv_L$ endlichen Index hat (Wenn die Sprache von einem endlichen Automaten akzeptiert wird)

Zwei DFA M, M' sind isomorph, wenn h :

Falls $L(M_1) = L(M_2)$ und M_1, M_2 sind minimal, dann sind M_1 und M_2 isomorph

Markierungsalgorithmus: markiere EndZS-NichtEndZS, dann Paar für Paar auf Abhängigkeiten prüfen. Wenn da ein X steht, übernehmen, wenn nicht, auf die Warteliste setzen

Knotenelimination: Für alle Nachbarknoten: N(2) = {1,3},

1: $(1 \rightarrow 2) + 2^* + (2 \rightarrow 1)$	3: $(3 \rightarrow 2) + 2^* + (2 \rightarrow 3)$
$1 \rightarrow 3$: $(1 \rightarrow 2) + 2^* + (2 \rightarrow 3)$	$3 \rightarrow 1$: $(3 \rightarrow 2) + 2^* + (2 \rightarrow 1)$

Pumping-Lemma: DFA mit n Zuständen, $w \in L(M)$ mit $|w| > n+1$:

w zerlegen in xyz mit 1. $|xy| \leq n$ 2. $|y| > 0$ 3. $xy^iz \in L(M)$

Entscheidungsprobleme für reg. Sprachen:

$L(M_1) = L(M_2)$: minimieren, isomorph?
$L(M_1) \cap L(M_2) = \emptyset$: Produktautomat
$L(M_1) \subseteq L(M_2)$: Test $L(M_1) \cap \neg(L(M_2)) = \emptyset$

Knotextfreie Grammatik: (N,T,P,S)

Ableitungsbaum: nicht eindeutig, Regeln der Grammatik angewandt

pre*: Sättigung des Automaten

Entscheidungsprobleme für CFG: ist $w \in L(G)$: ist $S \in pre^*(\{w\})$

A unproduktiv $\Leftrightarrow A \notin pre^*(T)$

ist $L(G) = \emptyset$: ist $S \in pre^*(\{T^*\})$

A unerreichbar $\Leftrightarrow S \in pre^*((N \cup T)^* A (N \cup T)^*)$

unnüzt = unerreichbar od. unproduktiv → raus

ist L(G) endlich :

ist A nullierbar :

CNF : 1. ε-Produktionen entfernen 2. Nur Regeln der Form $A \to BC$, $A \to a$

GNF : 1. Linksrekursionen entfernen: $A \to A\alpha \mid \beta \Rightarrow A \to \beta \mid \beta Z \quad Z \to \alpha \mid \alpha Z$

2. Nur Regeln der Form $A \to aBC \quad A \to a$

Ist G eine CFG mit $\varepsilon \notin L(G) \to$ CNF G' existiert mit $L(G) = L(G')$

Pumping-Lemma für CFL : Zerlegung von w in uxyzv, $|w| = N$, $|xyz| \leq N$, $|xz| > 0$, $ux^iyz^iv \in L$

Kellerautomat: $(Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,\Gamma_0,F)$