Theo Inf **Zusammenfassung**

Sprachen: Dyck D_2 (,),[,]

Grammatik: $G = (V, \Sigma, P, S)$

- V – Nonterminale / Variablen
- Σ – Terminale
- P – Produktionen
- S – Startvariable

Sprache: $L(G) = \{ x \in \Sigma^* \mid S \Rightarrow^* x \}$

Typ	**Chomsky**	Bedingung
0	Phrasenstrukturg.	keine
1	kontextsensitiv	für $l \to r$ gilt $\lvert l \rvert \leq \lvert r \rvert$ [$S \to \varepsilon$ zugelassen]
2	kontextfrei	für $l \to r$ gilt $l \in V$
3	regulär	für $l \to r$ gilt $l \in V, r \in \Sigma / r = aR$
	Normalform	für $l \to r$ gilt $l \in V, r \in \Sigma / r = AB$

Aufbauend

=> 1. ε-Vorweg nehmen 2. Ketten $(A \to B)$ vorweg nehmen

ε-Erweitert: Startsymbol S' mit $S' \to \varepsilon \mid S$

Pumping-Lemma -> zeigt dass Sprache <u>nicht</u> regulär ist

es gibt ein $j \in \mathbb{N}$ -> Wort $r \in L$ mit $\lvert r \rvert \geq j$ -> $r = uvw$

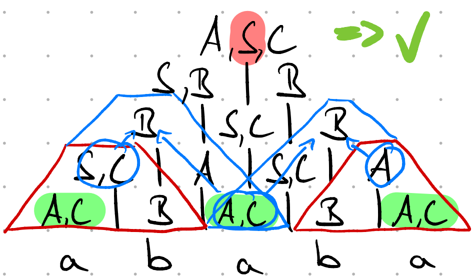
es gilt $\lvert v \rvert \geq 1$ $\lvert uv \rvert \leq j$

-> $r = a^j b^j$ => uv nur aus a's

=> $uvvw = a^j a^{\lvert v \rvert} b^j \neq a^j b^j$

CYK aus CNF

$S \to AB \mid AC$
$A \to a \mid BA$
$B \to b \mid CC$
$C \to a \mid AB$



Deterministischer Endlicher Automat

$M = (S, \Sigma, \delta, F, s_0)$

- S: Zustandsmenge
- s_0: Startzustand
- F: Endzustände
- δ: Übergangsfunktion $\delta(s,a)$
- Σ: Eingabealphabet

-> Eingabealphabet muss vollständig von jedem Zustand genau 1 Mal weg führen

NEA

- Gleich wie DEA
-> Eingabealphabet muss nicht vollständig von Zustand weg führen
-> dopplungen auch möglich

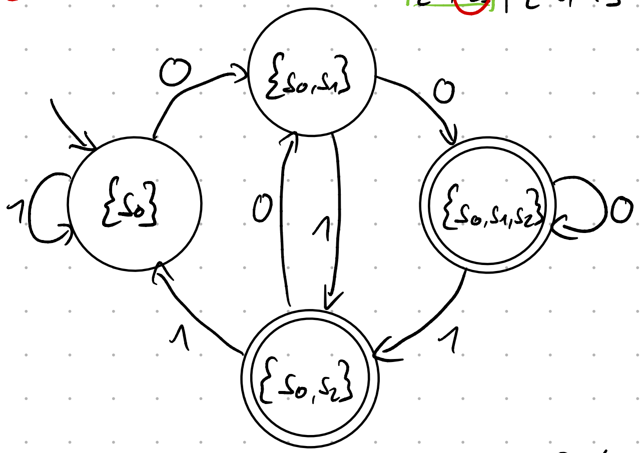
=> Wort ist akzeptiert wenn es einen möglichen Weg gibt (Weg nicht zwingend eindeutig)

NEA -> DEA ≙ Potenzautomat

$\delta(s,a)$	0	1
s_0	$\{s_0, s_1\}$	$\{s_0\}$
s_1	$\{s_2\}$	$\{s_2\}$
s_2 (Ende)	$\{\}$	$\{\}$

$\delta'(s',a)$	0	1	
$\{s_0\}$	$\{s_0, s_1\}$	$\{s_0\}$	← starte mit s_0
$\{s_0, s_1\}$	$\{s_0, s_1, s_2\}$	$\{s_0, s_2\}$	
$\{s_0, s_1, s_2\}$	$\{s_0, s_1, s_2\}$	$\{s_0, s_2\}$	← Endzustand
$\{s_0, s_2\}$	$\{s_0, s_1\}$	$\{s_0\}$	← Endzustand

da sie Endzustand von NEA enthalten

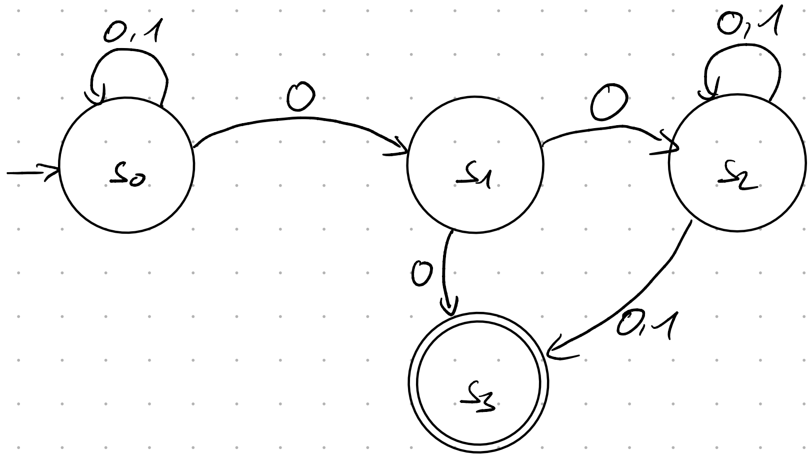


NEA aus L(G)

$S \to 0S \mid 1S \mid 0T$
$T \to 0 \mid 0U$
$U \to 0 \mid 1 \mid 0U \mid 1U$

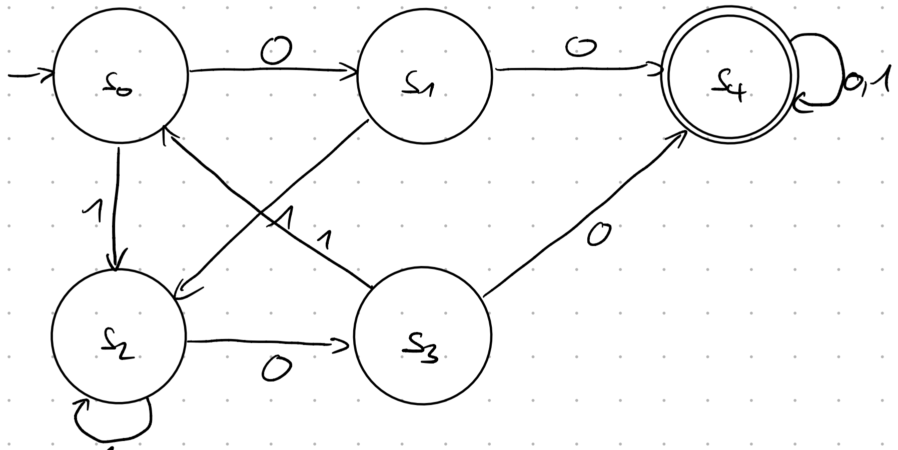
$s_0 \equiv S \quad s_1 \equiv T \quad s_2 \equiv U$

$s_3 \equiv$ Ende



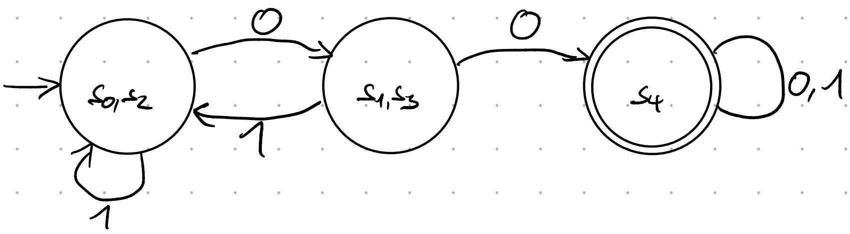
ε-NEA?

Minimalautomat



s_1	+	–	–	–
s_2		+	–	–
s_3	+		+	–
s_4	*	$\boxed{*}$	*	*
	s_0	s_1	s_2	s_3

1. * Paar von Ende u. Nicht Ende
2. Bsp. für $\{s_0, s_1\}$: $\{\delta(s_0,\overbrace{0), \delta(s_1,}^{\text{immer identisch}}\underbrace{0}_{\text{für alle aus } \Sigma})\} = \boxed{\{s_1, s_4\}}$ bereits markiert → markiere $\{s_0, s_1\}$ +
   ↳ für alle offenen Kombinationen mit allen Σ in Produktion
3. Unmarkierte zu Zustand zusammenfassen



Nichtdeterministischer Kellerautomat PDA

$M = (S, \Sigma, \Gamma, \delta, F, s_0, \#)$

- Zustandsmenge — S
- Eingabealphabet — Σ
- Kelleralphabet — Γ
- Übergangsfunktionen — δ
- Endzustände — F
- Startzustand — s_0
- unterstes Kellerzeichen — $\#$

$L = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}_+\}$

$M = (\{s_0, s_1, s_2\}, \{a, b\}, \{\#A\}, \delta, \{s_2\}, s_0, \#)$

Zustand, gelesenes Zeichen, oberstes Kellerzeichen, ersetzt oberstes Kellerzeichen

$\delta(s_0, a, \#) = \{(s_0, \overline{A\#})\}$

$\delta(s_0, a, A) = \{(s_0, AA)\}$

$\delta(s_0, b, A) = \{(s_1, \varepsilon)\}$ → Entfernt oberstes Kellerzeichen

$\delta(s_1, b, A) = \{(s_1, \varepsilon)\}$

$\delta(s_1, \varepsilon, \#) = \{(s_2, \#)\}$ → Wechselt in Endzustand

$G = (\{S, A\}, \{a, b\}, P, S)$

$S \to aAA$

$A \to a \mid aS \mid bS$

$\delta(s_0, \varepsilon, \#) = \{(s_1, S\#)\}$

$\delta(s_1, \varepsilon, S) = \{(s_1, aAA)\}$

$\delta(s_1, \varepsilon, A) = \{(s_1, a), (s_1, aS), (s_1, bS)\}$

$\delta(s_1, a, a) = \{(s_1, \varepsilon)\}$

$\delta(s_1, b, b) = \{(s_1, \varepsilon)\}$

$\delta(s_1, \varepsilon, \#) = \{(s_2, \#)\}$
↳ Endzustand

Turingmaschine

linear beschränkt: nur Bandfelder + 1 links + 1 rechts

$M = (S, \Sigma, \Gamma, \delta, F, s_0, \square)$

$\delta(s, a) = (s', a', \rightarrow)$

- gelesener Wert — a
- Aktueller Zustand — s
- Neuer Zustand — s'
- Ersetzter Wert — a'
- Richtung — $\rightarrow$