

$$L(G) = \{a\}^* \Rightarrow G = (\{A\}, \{a\}, \{A \rightarrow \varepsilon, A \rightarrow aA\}, A)$$

$$A \xRightarrow{*} a^n \quad A \rightarrow a^n \quad \forall n \geq 0$$

$$G = (\{A, B\}, \{a\}, \{A \rightarrow aB, B \rightarrow aA, A \rightarrow \varepsilon\}, A)$$

$$L(G) = \{aaa\}^* \quad A \Rightarrow a/B \Rightarrow aaA$$

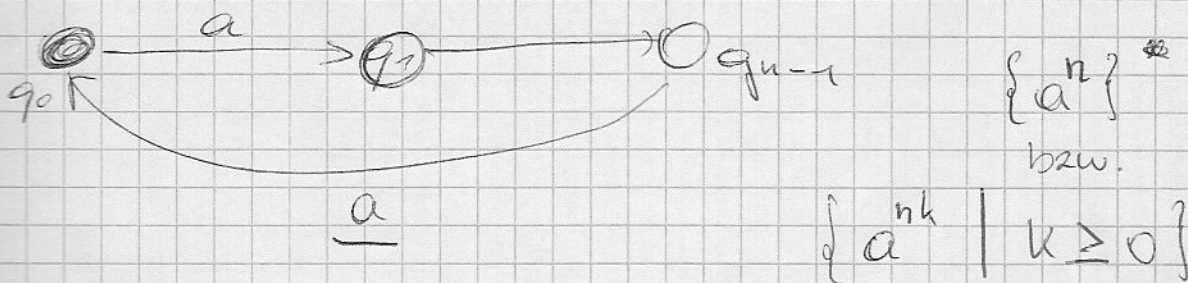
$$A \rightarrow aB \quad B \rightarrow cD \quad C \rightarrow bD \quad D \rightarrow aA$$

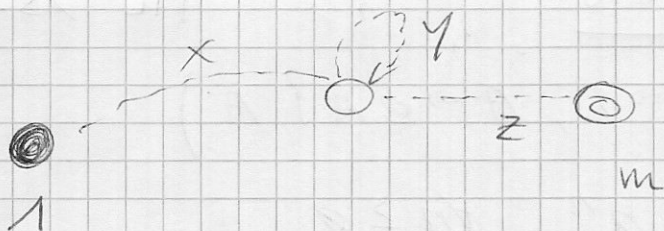
das was rauskommt hat noch immer ein Nonterminal

$\langle \text{list of statements} \rangle := \langle \text{statement} \rangle, \langle \text{list of statements} \rangle$
oder nur $\langle \text{statement} \rangle$

interpret: $A \rightarrow aA, A \rightarrow a$

↑
list of statements ↑
statement





Wie lang kann ein Pfad sein, ohne das er einen Zyklus enthält?

Ich betrachte Pfad mit Länge m
und sehe das bei y eine Schleife ist (die erste)
dann sieht man xyz

Pumping: y weglassen $\Rightarrow xz$
oder 2B auch xy^2z ...

$$xy^iz \quad \forall i \geq 0$$

Das Wort zerlegen in Schleifenlosen Teil,
einen Schleifen teil und wieder einen
schleifenlosen Teil.

ad Folie Pumping Lemma für reg. Spr. $A(?)$

~~WENN~~

$$\neg A \supseteq \neg \neg$$

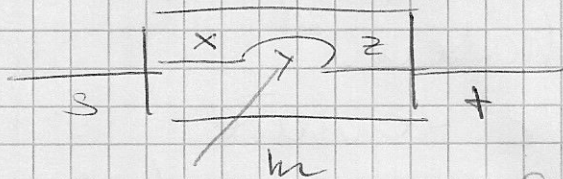
~~WENN~~

$$\neg \neg \supseteq \neg$$

allg. Pumping Lemma

$a_1 \dots a_n$ Wort das ich einlese

lege ich ein Fenster drüber...



eine Schleife die ich aufpumpen kann

Wenn das gilt
ist Sprache nicht
regulär

$$\forall m \in \mathbb{N}$$

$$\exists m \in \mathbb{N}$$

$$\exists w = xyz, |w| \geq m$$

$$\forall w = xyz, |w| \geq m$$

$$\forall x, y, z, |y| > 0, |xy| \leq m$$

$$\exists x, y, z, |y| > 0, |xy| \leq m$$

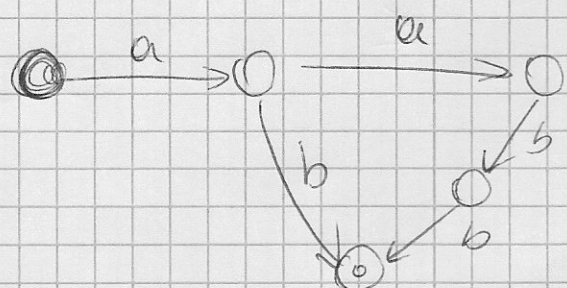
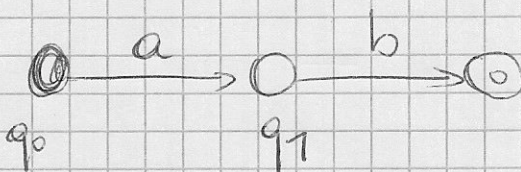
$$\exists i, xy^i z \notin L$$

$$\forall i, xy^i z \in L$$

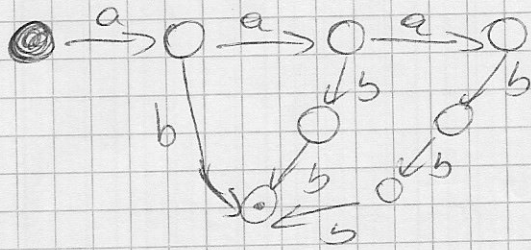
$$\{a^n b^n c^n \mid n \geq 1, n \geq 0\}$$

$\{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ nicht regulär
 $\{a^i b^j \mid i, j \geq 0\}$

$\{a^i b^j, a^2 b^2\}$



$\{a^1b^1, a^2b^2, a^3b^3\}$



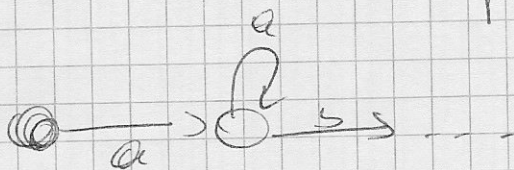
Id hat nur endl. viele Zustände!

Um so eine Sprache zu akzeptieren, muss id gleich viele Zustände haben.

Es werden deshalb nur reguläre Sprachen von Automaten akzeptiert.

$\{a^m b^n c^n \mid m \geq 1, n \geq 0\}$

Am Anfang können wir die ganzen a's noch akzeptieren ab b wird es dann nicht mehr gehen deshalb sind solche Sprachen nicht regulär!



$$\{a^m b^n c^n \mid m \geq 1, n \geq 0\} \quad \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

$$h(a) = \varepsilon, \quad h(b) = a, \quad h(c) = b$$

Beim Pumping Lemma gilt nicht der Umkehrschluss

$$\{a^m b^n c^n \mid m \geq 1, n \geq 0\}$$

$$\exists m \geq 1$$

$$w = a \dots$$

jedes Wort hat am Anfang ein a

$$|xy| = 1$$

$$xy = a$$

$$x = \varepsilon$$

$$y = a$$

$$\text{weil } xy \neq \varepsilon$$

$$x = \varepsilon$$

$$y = a$$

$$z = \dots$$

$$xy^i z$$

$$a^m b^n c^n$$

Man kann sich nicht immer aus PL verlassen,
nur wenn das PL sagt, dass die Sprache
nicht regulär ist.

Regl. Prüfungsbeispiel:

$$\{0^n 1^m \mid n \leq m\}$$

$$0^m 1^{f(m)}$$

$$f(m) \geq m$$

0/8

$$0^m 1^{m+1}$$

EW: ✓

$$xy: 0^m$$

wir wissen nicht wo
x und y geteilt sind

$$x = 0^i$$

$$y = 0^k$$

$$i+k = m$$

aufgepumptes Wort:

$$[0^i 0^{ki}]$$

$$i+ki > m$$

wir kommen zu einem Punkt, wo
wir mehr 0 als 1en haben

Sprache

↓ reguläre Sprache
↓ reguläre Sprache

Pumping Lemma

$xy^iz \notin L$

nicht in einer der
Sprache, dann
ist Sprache nicht
regulär
rote Formeln

reguläre Sprache

entweder Antwort: Sprache ist regulär
oder
ich weiß es nicht

$\{a^n b^{2n} \mid n \geq 0\}$

$a^m b^{2m}$

$|xy| \leq m$: die ersten m Symbole sind immer a's

$xy = a^k \quad k \leq m$

$x = a^l$

$y = a^j$

$j+l = k$

gepumpte Wort:

$a^l \underline{a^j} b^{2m}$

↑
gepumpte Teil

$l+j \neq 2m$

↑
es gibt immer ein

i , welches unser m $\rightarrow$ verändert