Formale Grundlagen der Informatik I - Blatt 12

Vincent Mirco Tim Jammer 6527284

14. Oktober 2015

1.3

1.

$d+ada+abdba+abadaba+.....+aba...ada...aba+aba...abdba...aba+aba...abxy$

Dieser Reguläre Ausdruck beschreibt alle möglichen Pfade im Automaten einzelnd, da dies nur endlich viele sind, ist der ausdruck auch nur endlich lang. (bei der "Konstruktion" nach den Regeln im Skript wurden die Klammern weggelassen)

2.

$\{d\} \cup \{(ab)^m d(ba)^m | m \leq n, \ m \in \mathbb{N}\} \cup \{a(ab)^m da(ba)^m | m < n, \ m \in \mathbb{N}\} \cup \{ada\} \cup \{(ab)^n\}$

Vereinfacht kann man auch angeben:

$$\{wdw^{rev}\}$$

mit

$$w \in (\{(ab)^m | m < n, \ m \in \mathbb{N}\} \cdot \{\lambda, a, ab\})$$

3.

Begründung für 1 gibt sich aus Konstruktion, da jeder Pfad einzeln beschrieben wurde.
zu 2.:
Auch die Mengen bezeichnen die einzelnen Pfade im Automaten $\{d\} \cup \{ada\} \cup \{(ab)^n\}$ Beschreibt die "Sonderfälle"

$\{(ab)^m d(ba)^m | m \leq n \; m \in \mathbb{N}\}$ Beschreibt dabei alle Pfade, die vor dem d auf b enden (also alle diejenigen, mit einer graden anzahl von buchstaben vor dem d)

$\cup\{a(ab)^m da(ba)^m | m < n \; m \in \mathbb{N}\}$ Beschreibt dabei alle Pfade, die vor dem d auf b enden (also alle diejenigen, mit einer ungraden anzahl von buchstaben vor dem d)

4.

Offensichtlicherweise ist $L(A_n)$ Regulär, da der endliche DFA A_n diese Sprache Akzeptiert.

1.4

1.

Wir Konstruieren einen NFA B, der Das Gewünschte leistet, danach wenden wir auf diesen die Potenzautomatenkonstruktion an.
Der NFA B ensteht aus A, in dem der Startzustand von A zum Endzustand von B wird und alle Endzustände von A sind nun Startzustände von B. Außerdem drehen wir alle Kanten um.
Formal:

$$A = (Q, \Sigma, \delta, \{q_0\}, F)$$
$$A = (Q, \Sigma, \delta', F, \{q_0\})$$

mit

$$\delta' = \{(p, a, q) | (q, a, p) \in \delta\}$$

Das Verfahren ist Korrekt, da durch das umdrehen der Kanten und dem vertauschen der Start und endzustandsmenge der Automat Rückwärts durchlaufen wird, also genau w^{rev} akzeptiert.
Der dabei in B eventuell entstehende Nichtdeterminismus ist dabei kein Problem, Falls es eine Erfolgsrechnung gibt, so ist dies genau die Rechnung, die der Zu grunde Liegende Automat A in anderer richtung gemacht hätte.

2.

$M \subseteq L(A)$:
Sei w in M, daher enthält w das teilwort *reed* man kann w also zerlegen in

uvz mit $u, z \in \Sigma^*$ und v das erste vorkommen von *reed* nach dem Einleden von u kann der Automat nur in q_0, q_1, q_2, q_3 sein, da reed noch nicht als Teilwort in u enthalten war. mit dem Einlesen von r gelangt man nun von jedem zustand aus nach q_1. Lesen von *eed* führt dann dazu, dass der Automat auch in endzustand q_4 ist. in q_4 kann dann das Restliche wort z eingelesen werden, ohne das q_4 verlassen wird. Daher wird w akzeptiert.

$L(A) \subseteq M$:
sei $w \in L(A)$ dan muss es eine Erfolgsrechnung im Automaten geben. Die Einzige Möglichkeit vom Startzustand q_0 zm Endzustand q_4 zu gelangen besteht darin das wort reed zu lesen. Falls ein andees Wort gelesen wird, so verbleibt der Automat in q_0, q_1, q_2, q_3. Somit muss w *reed* als Teilwort enthalten und ist damit in M.

3.

$$(r + e + d)^* \cdot r \cdot e \cdot d \cdot (r + e + d)^*$$

auf die Klammern wurde, wo möglich, verzichtet

4.

5.

siehe 1.