für alle $T \in \Phi$ und $x_1, \ldots, x_k \in \Sigma$. Dann ist $\delta^*(T, w)$ für $w \in \Sigma^*$ die Menge derjenigen Zustände, in die der Automat bei Eingabe des Worts w übergehen kann, wenn er sich im Zustand T befindet.

Zu gegebenen regulären Sprachen läßt sich meist einfacher ein nicht–deterministischer Automat konstruieren, da keine eindeutigen Nachfolgezustände definiert werden müssen. Z.B. wird die Sprache $L = \{abc\}^* \cup \{acb\}^*$ sowohl durch den in Abbildung (18) dargestellten deterministischen endlichen Automaten als auch durch den in Abbildung (19) angegebenen nicht–deterministischen endlichen Automaten akzeptiert.

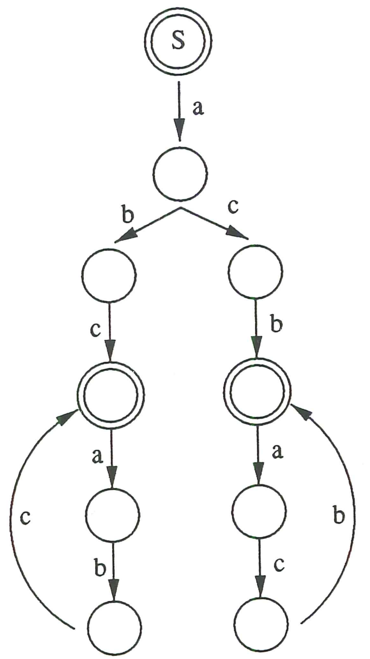

Abbildung 18: DEA für $L = \{abc\}^* \cup \{acb\}^*$

Jetzt müssen wir natürlich noch zeigen, daß die Menge der von nicht–deterministischen endlichen Automaten akzeptierten Sprachen über einem Alphabet Σ gleich der Menge der von deterministischen endlichen Automaten akzeptierten Sprachen über dem Alphabet Σ ist, aber das wollen wir uns hier im Detail ersparen. Die Grundidee hin-

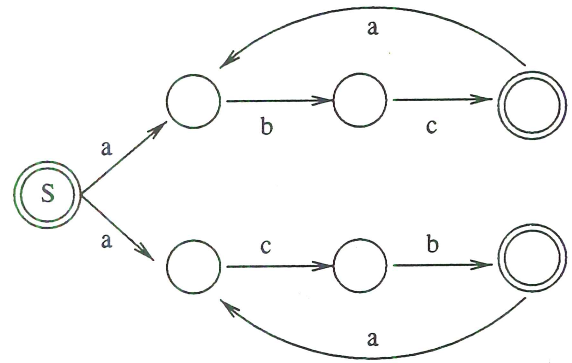

Abbildung 19: NDEA für $L = \{abc\}^* \cup \{acb\}^*$

ter dem Beweis ist folgende: Angenommmen, wir haben einen NDEA $A_n = \langle \Phi_n, \Sigma, \delta_n, S, F_n \rangle$. Die Potenzmenge der Zustandsmenge von A_n wird als neue Zustandsmenge gewählt, d.h. für einen DEA A_d gilt: $\Phi_d = \mathcal{P}(\Phi_n)$. In dem neu entstandenen DEA werden die entsprechenden Übergänge δ_d zwischen diesen Zuständen wie folgt eingetragen:

$$\delta_d(\{q_1, \ldots, q_n\}, x) = \{p_1, \ldots, p_m\}$$

erhalten wir, indem δ_n beim Lesen des Zeichens x auf jeden einzelnen Zustand aus $\{q_1, \ldots, q_n\}$ angewandt die Menge $\{p_1, \ldots, p_m\}$ ergibt. Alle Mengen der Potenzmenge, die Endzustände des NDEA enthalten, sind potentielle Endzustände. Der Startzustand bleibt identisch.

Dieser DEA kann natürlich sehr groß werden, weil bei n Zuständen in Φ_n die Zustandsmenge Φ_d des deterministischen Automaten 2^n Zustände enthalten kann (es gibt also maximal ebenso viele relevante Zustände wie Teilmengen von Φ_n). Der interessierte Leser sei für den Beweis dieser Aussage auf Hopcroft & Ullman (1979, 1994) verwiesen. Nach der Einführung des NDEA können wir folgenden Satz beweisen:

Satz 3.4
Ist L eine reguläre Sprache, so gibt es einen endlichen Automaten A, der L akzeptiert.

Beweis 3.4
Sei $\Sigma = \{a_1, \ldots, a_n\}$. Wir halten uns wieder an die fünf Teildefinitionen für reguläre Ausdrücke.