Vi undersøker et spørsmål rundt algoritmen som på input en endelig tilstandsautomat M, gir som output en regulær grammatikk G med $L(G) = L(M)$. (Altså prosedyren for å gå fra en automat til en grammatikk.) Algoritmen er beskrevet i andre del av beviset for Teorem 13.4.2 på side 884 i Rosens bok.

Beviset begynner med å anta at det ikke er noen transisjoner som ender i starttilstanden s_0, altså at det ikke er noen piler inn i s_0. Det betyr at algoritmen først må sjekke om det går noen piler inn i s_0, og hvis det gjør det, må den gjøre om automaten til en ekvivalent automat (en som aksepterer samme språk) som ikke har noen piler inn i starttilstanden. Dette gjør man ved å legge til en ny tilstand som blir en slags «tvilling» av starttilstanden (prosedyren ble beskrevet av Skau i forelesning).

Deretter lager algoritmen produksjoner som svarer til transisjonene i M, som beskrevet i beviset, i tillegg til at produksjonen $S \to \lambda$ er med hvis og bare hvis s_0 er en aksepttilstand (dvs. $\lambda \in L(M)$).

Spørsmålet som ble stilt i øvingsforelsningen var hvorvidt endringen mhp. startilstanden i avsnitt to egentlig er nødvendig. Svaret på dette er **nei**. Hvis automaten M har piler inn i starttilstanden, og vi bruker algoritmen *uten* å omgjøre automaten først vil vi fortsatt ende opp med en grammatikk G' som genererer samme språk som M aksepterer. Grammatikken vil selvfølgelig se litt annerledes ut enn om vi hadde gjort om automaten og fått grammatikken G, men begge grammatikkene vil generere samme språk. Det er klart at begge grammatikkene blir regulære, så det eneste som kunne ødelagt for oss var om $L(G') \neq L(M)$, men dette er altså ikke tilfellet.

Kort sagt kan man si at grammatikken G' vil ha noen overflødige produksjoner når s_0 er en aksepttilstand. For da har man en transisjon fra en tilstand s til s_0 på input a. Og da vil man få produksjonene $A_s \to a\widetilde{S}$, $A_s \to a$ og $\widetilde{S} \to \lambda$. Her ser vi at produksjonen $A_s \to a$ er overflødig.

Grammatikken G vil derimot ha én ikke-terminal mer enn G (siden vi har lagt til en ekstra tilstand), og dermed ekstra produksjoner i forbindelse med denne.

Leseren anbefales å se på noen enkle automater (med 1,2, eller 3 tilstander) som har piler inn i starttilstanden og se hvordan grammatikkene G' og G blir i disse tilfellene, i tillegg til å verifisere at G' genererer samme språket som automaten.

Når det gjelder selve beviset i boka, så er ikke beviset galt, men det bevises mer enn hva teoremet faktisk sier. Det man ønsker å vise er at for enhver automat så finnes det en regulær grammatikk som genererer samme språk som automaten, men det som bevises er at det finnes en slik grammatikk, og at den i tillegg kan velges slik at den ikke har produksjoner på formen $A \to aS$, der S er startsymbolet. Hvorfor dette er gjort er uvisst.