8.18 Det er lett å se at A_{NFA} er i NL. På input $\langle N, w \rangle$ trenger du kun å lagre en peker til den nåværende tilstanden og den nåværende posisjonen i w. Maskinen fungerer ved å simulere NFAen. Vi reduserer nå PATH til A_{NFA}.

La $\langle G, s, t \rangle$ være en graf G med start- og sluttnode s og t. Vi konstruerer en NFA N som følgende: For hver node u_i i G, legger vi til en tilstand i N: q_i. For hver kant fra u_i til u_j i G, legger vi til en ε-transisjon fra q_i til q_j. Vi lar startnoden være starttilstand og sluttnoden være eneste aksepterende tilstand. Vi lar $f(\langle G, s, t \rangle) = \langle N, \varepsilon \rangle$. Det er lett å se at ε aksepteres av N hvis og bare hvis det finnes en sti fra s til t. Det er også lett å se at f kan beregnes av en log space transducer.

8.29 Algoritmen gitt i beviset for Teorem 5.9 viser at $A_{LBA} \in$ PSPACE, siden du kun trenger å simulere automaten (trenger $|w|+1$ tape posisjoner), pluss en teller opp til $q|w|g^{|w|}$ (som trenger $O(\log(q) + \log|w| + |w| \log g) = O(|w|)$ posisjoner).

For å vise at TQBF $\leq_P A_{LBA}$, merk at TQBF kan løses i lineært rom, og derfor også av en A_{LBA} M, så $f(\langle \varphi \rangle) = \langle M, \varphi \rangle$ er en polynomtid beregnbar funksjon fra TQBF til A_{LBA}, så A_{LBA} er PSPACE-komplett.