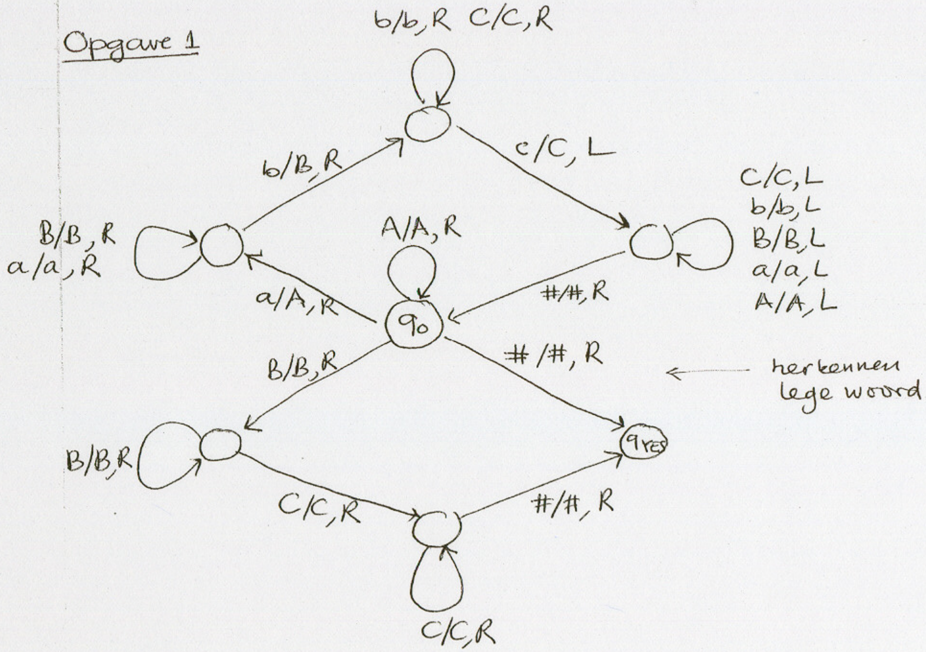
Schetsmatige uitwerking tentamen Complexiteit 17 nov 2004

Opgave 1



Opgave 2

Als er wel een Turing-machine is die het Stop Problem beslist, dan kunnen we een Turing-machine Q construeren z.d.d. $Q(M)\uparrow$ als $M(M)\downarrow$ en $Q(M)\downarrow$ als $M(M)\uparrow$. Als $Q(Q)\downarrow$ dan geldt kennelijk $Q(Q)\uparrow$; als $Q(Q)\uparrow$ dan geldt kennelijk $Q(Q)\downarrow$. Tegenspraak.

Opgave 3

Zie reader.

Opgave 4

Een 3CNF-formule $\varphi = \bigwedge_{1\le i\le n} (a_i \vee b_i \vee c_i)$ beelden we

af op $\psi = \bigwedge_{1\le i \le n} (a_i \vee b_i \vee y_i) \wedge (\bar{y}_i \vee c_i \vee z)$.

Stel φ heeft bedeling w die φ vervult. Breidt w uit tot een NAE-bedeling voor ψ: Definieer $w(z) = F$. Als zowel $w(a_i) = F$ als $w(b_i) = F$, zet $w(y_i) = T$. Dan is w inderdaad een NAE-bedeling

a_i	b_i	y_i	$\bar{y}_i$	c_i	z
T	T	F	T	?	F
T	F	F	T	?	F
F	T	F	T	?	F
F	F	T	F	T	F

Immers, omdat φ vervult wordt door w moet gelden $w(c_i) = T$ als $w(a_i) = F$ & $w(b_i) = F$.

Stel ψ heeft NAE-bedeling w. We mogen aannemen $w(z) = F$ (neem anders de complementaire bedeling). Als $w(a_i) = F$ & $w(b_i) = F$, dan moet $w(y_i) = T$ dus $w(\bar{y}_i) = F$ en, omdat $w(z) = F$, hebben we $w(c_i) = T$. Dus w is een vervulling van φ.

Opgave 5

Zie reader.