

# AUTOMATA & COMPUTABILITY

*Jensen Bernard*

18 januari 2016

## Voorwoord

Dit document bevat mogelijke examenvragen voor het vak *Automaten en Berekenbaarheid*<sup>1</sup>, gedoceerd aan de Katholieke Universiteit Leuven. In geen enkel geval wil dit document een vervanging zijn voor de cursus. De cursustekst, *Automaten en berekenbaarheid*, geschreven door *Bart Demoen*, is zeer goed en het is zeker aangeraden deze grondig door te nemen voor u begint aan de volgende vraagstukken. Ik heb dit document opgesteld tijdens het studeren van het vak, om op deze manier een overzicht te hebben van mogelijke examenvragen die we kunnen verwachten in Januari 2016. Vele vragen uit verschillende jaren komen zeer sterk overeen, daarom kan het zeker geen kwaad om deze extra aandacht te geven.

Het is ook mogelijk dat er verwezen wordt naar delen uit de cursus. De meeste van deze verwijzingen zijn geschreven in December 2015. De meest recente versie was op dit moment de uitgave van 2013. Indien een nieuwere versie beschikbaar is, is het mogelijk dat de pagina's niet meer overeenstemmen. Aarzal niet om deze, zowel als mogelijke inhoudelijke fouten, aan te geven of aan te passen op Github.

Ik heb vele studenten gehoord die vaak het nut niet inzien van dit vak, of dit totaal niet interessant vinden. Het is belangrijk eerst het voorwoord in de cursus eens te lezen, om een goed beeld te hebben van waar we nu eigenlijk mee bezig zijn. Indien u nog steeds van mening bent dat dit een enorm saai vak is, dan raad ik aan om ca. 2u te pauzeren om *The Imitation Game*<sup>2</sup> te kijken. Kom daarna terug en alles zal veel interessanter lijken dan voordien.

---

<sup>1</sup>Course G0P84a and G0P85a

<sup>2</sup>Een film over Alan Turing, 2014

## 2 Talen en Automaten

De introductie van dit hoofdstuk is op dit moment nog niet geschreven. Wanneer alle vraagstukken uit *Talen en Automaten* klaar zijn, zal hier een overzicht komen van de leerstof die aan bod komt in dit hoofdstuk. Delen waar geen vragen over zijn gesteld maar wel gekend moeten zijn, zullen hier ook opgelijst worden. Zo kan dit hoofdstuk een volledig overzicht bieden van wat er over te kennen valt.

**Vraag 1.** Beschrijf in detail de transformatie van een deterministische eindige toestandsautomaat naar een equivalente deterministische eindige toestandsautomaat met een minimaal aantal toestanden. Beschrijf de notie van equivalentie van automaten in deze context en argumenteer waarom er geen kleinere equivalente deterministische eindige toestandsautomaat bestaat. Kan een kleinere equivalente niet-deterministische eindige toestandsautomaat bestaan?

pagina 30 - 35

- Minimale DFA uitleggen
- f-equivalentie uitleggen
- algoritme
- Extra: bewijs van eindigheid
- Isomorfe dfa's en equivalentie
- geen kleinere indien alles f-verschillend is

TODO

**Vraag 2.** Beschrijf in detail de transformatie van een niet-deterministische eindige toestandsautomaat naar een equivalente deterministische eindige toestandsautomaat. Beschrijf de notie van equivalentie van automaten in deze context en argumenteer waarom de transformatie correct is. Bespreek de uitspraak "deze transformatie is (niet?) deterministisch". Kan er zo een DFA bestaan met minder toestanden dan de NFA?

### (a) NFA vs DFA

Eerst en vooral verklaren we het verschil tussen een NFA en een DFA.

Een *NFA* (*niet-deterministische eindige automaat*) laat  $\epsilon$ -overgangen en meerdere bogen met hetzelfde label vanuit dezelfde knoop toe. Dit is dus een bron van niet-determinisme vermits er telkens een keuze gemaakt moet worden en, om alle mogelijkheden uit te proberen, teruggekeerd moet worden op de stappen.

Een *DFA* (*deterministische eindige automaat*) kan geen  $\epsilon$ -overgangen hebben en een symbool van het alfabet  $\Sigma$  mag hoogstens op één uitgaande boog per toestand staan. Dit is dus een bron van determinisme. Er kan geen keuze gemaakt worden. Alle overgangen zijn eenduidig gedefiniëerd.

### (b) Algoritme

Nu bekijken we hoe een NFA kan omgezet worden naar een equivalente DFA.

*Bewijs. Gegeven:* een  $NFA = (Q_n, \Sigma, \delta_n, q_{sn}, F_n)$

**Gevraagd:** een  $DFA = (Q_d, \Sigma, \delta_d, q_{sd}, F_d)$  zodanig dat de taal bepaald door de NFA gelijk is aan de taal die bepaald wordt door de nieuwe DFA.

**Constructie:**

Vermits de NFA  $\epsilon$ -bogen heeft, zullen we enkele van de toestanden van de NFA moeten samennemen. We kunnen dus al stellen dat elke toestand in de DFA een verzameling van toestanden van de NFA zal zijn:

$$Q_d = \mathcal{P}(Q_n)$$

Verder weten we ook dat de eindtoestand van de DFA altijd een eindtoestand van de NFA bevat:

$$F_d = \{S \mid S \in Q_d, S \cap F_n \neq \emptyset\}$$

Nu rest er ons alleen nog de transitiefunctie  $\delta_d$  om uit te werken:

- We weten al dat  $\delta_d : (\mathcal{P}(Q_n) \times \Sigma) \rightarrow \mathcal{P}(Q_n)$ .
- We beginnen met een nieuwe afbeelding in te voeren:  $eb : Q_n \rightarrow \mathcal{P}(Q_n)$ . Deze functie staat voor *epsilon bereikbaar*.  $eb(q)$  is dus de verzameling van toestanden in de NFA die met nul, één of meer  $\epsilon$ -bogen bereikbaar zijn vanuit  $q$ .
- We gaan nu de definitie van  $eb$  liften naar  $\mathcal{P}(Q_n)$ . Voor een  $Q \in \mathcal{P}(Q_n)$  geldt dat:  $eb(Q) = \bigcup_{q \in Q} eb(q)$ .
- $\delta_n$  liften we op dezelfde manier.

We definiëren  $\delta_d$  dan als volgt:

- Vanuit een toestand  $Q$  in de DFA ga je naar de volgende toestand in de DFA door voor elke NFA toestand in  $Q$  eerst de overgangsfunctie van de NFA te volgen, en daarna de  $\epsilon$ -bogen te volgen. Van al deze resulterende toestandsverzamelingen neem je dan de unie:

$$\delta_d(Q, a) = eb(\delta_n(Q, a)) \text{ voor elke } Q \in Q_d$$

- Tenslotte definiëren we nog:

$$q_{sd} = eb(q_{sn})$$

□

### (c) Equivalentie

Twee automaten zijn equivalent wanneer ze dezelfde taal aanvaarden.

nog??

### (d) Deterministische transformatie

De transformatie van een NFA naar een DFA is steeds deterministisch vermits er een eindig aantal toestanden zijn in een NFA. Dit zorgt er voor dat het algoritme steeds eindigt. Uiteraard is dit op isomorfisme na.

### (e) DFA met minder toestanden dan een NFA

Ja het is zeker mogelijk om een equivalente DFA te construeren uit een NFA die minder toestanden bevat dan die NFA.

Een voorbeeld van een NFA en een equivalente DFA waarbij de DFA minder toestanden heeft dan de NFA:

toevoegen

**Vraag 3.** Bewijs dat een eindige toestandsautomaat altijd een taal herkent die door een reguliere expressie wordt beschreven. Doe dat door een eindige toestandsautomaat te transformeren naar een gegeneraliseerde niet-deterministische eindige toestandsautomaat met slechts twee toestanden. Kan voor een PDA ongeveer hetzelfde gedaan worden door een gegeneraliseerde PDA op te stellen?

Voor we hier aan beginnen definiëren we de *GNFA* als volgt:

**Definitie 1 (GNFA).** Een *GNFA* (gegeneraliseerde niet-deterministische eindige automaat) is een eindige toestandsmachine met de volgende wijzigingen en beperkingen:

1. Er is slechts 1 eindtoestand  $\neq$  starttoestand
2. Er is juist 1 boog van de starttoestand naar elke andere toestand en er komen geen pijlen aan (buiten de startpijl)
3. Er is juist 1 boog van elke toestand naar de eindtoestand, maar er vertrekken geen pijlen vanuit de eindtoestand
4. Tussen elke andere 2 toestanden is er juist 1 boog in beide richtingen
5. Er is juist 1 boog van elke andere toestand naar zichzelf
6. De bogen hebben als label een reguliere expressie

In wat volgt bewijzen we dat een eindige toestandsautomaat altijd een taal herkent die door een reguliere expressie wordt beschreven. We volgen volgend stappenplan:

$$\text{NFA} \rightarrow \text{GNFA} \rightarrow \text{GNFA met 2 toestanden} \rightarrow \text{reguliere expressie}$$

In de opgave spreken ze van een "ëindige toestandsautomaat", we gaan er hier echter vanuit dat we starten vanaf een NFA. Dit mag vermits elke DFA omgezet kan worden naar een NFA.

*Bewijs.* (a) **NFA  $\rightarrow$  GNFA**

We kunnen onze NFA omzetten naar een GNFA als volgt:


1. Maak een nieuwe starttoestand en een nieuwe (unieke) eindtoestand
2. Teken  $\epsilon$ -bogen van de nieuwe begintoestand naar de oude begintoestand en van elke oude eindtoestand naar de nieuwe eindtoestand.
3. Teken ontbrekende bogen met een  $\phi$ .
4. Als er tussen twee toestanden twee of meer parallelle gerichte bogen zijn, neem die dan samen met als label de unie van de labels van de parallelle bogen.

Deze omzetting van NFA naar GNFA verandert de taal niet. We doen namelijk enkel correct manipulaties van de NFA.

Nu we een GNFA geconstrueerd hebben moeten we deze reduceren naar een GNFA met 2 toestanden.

### (b) Reduceren van de GNFA

Dit doen we door herhaaldelijk een willekeurige toestand X verschillend van de start- of eindtoestand te kiezen en deze knoop te verwijderen als volgt:

1. Kies toestanden A en B zodat er bogen zijn van: 
  - A naar B met label  $E_4$
  - A naar X met label  $E_1$
  - X naar zichzelf met label  $E_2$
  - X naar B met label  $E_3$
2. Vervang het label op de boog van A naar B door  $E_4|E_1E_2^*E_3$ .
3. Doe dit voor alle koppels A en B
4. Verwijder de knoop X met alle bogen die erin toekomen of vertrekken.

Indien er geen toestanden meer zijn, ga naar stap (c).

### (c) Bepaal RE

De GNFA heeft nu exact 2 toestanden (een start- en eindtoestand) met daartussen 1 boog. Deze boog heeft nu een reguliere expressie als label. Dit is de reguliere expressie die dezelfde taal bepaald als de oorspronkelijke NFA.  $\square$

### (d) Extra

In wat volgt bewijzen we nog dat de reductie met 1 toestand de verzameling aanvaarde strings niet verandert. Hiervoor moeten we aantonen dat indien s aanvaard werd voor de reductie, deze ook na de reductie aanvaard wordt (1) en indien s niet aanvaard werd voor de reductie, deze na de reductie ook niet aanvaard wordt (2).

#### (1)

*Bewijs.* Als s aanvaard werd door een pad zonder X, wordt s nog steeds aanvaard. Als het pad X bevat zijn er toestanden A en B zodat  $AX^nB$  een opeenvolging van toestanden is. De reguliere expressie op bogen AX, XX en XB zijn  $E_1$ ,  $E_2$  en  $E_3$  en bijgevolg kost van A naar B gaan langs X een stuk string van de vorm  $E_1(E_2)^*E_3$ . Deze reguliere expressie staat ook in de boog AB van de nieuwe GNFA.  $\square$

(2)

*Bewijs.* Als  $s$  aanvaard wordt door de gereduceerde GNFA dan bevat het acceptatiepad uiteraard alleen toestanden verschillend van  $X$ . Op een boog  $AB$  staat de reguliere expressie  $E_4|E_1(E_2)^*E_3$ . Die gebruiken betekend een stukje string uitgeven dat voldoet aan  $E_4$  of aan  $E_1(E_2)^*E_3$ . Dus in de originele GNFA komt dit overeen met ofwel de boog  $AB$  volgen ofwel  $AX,XX$  (een aantal keer) en  $XB$ . Dus als de string aanvaard wordt door de gereduceerde GNFA wordt hij ook aanvaard door de originele GNFA.  $\square$

(e) Kan dit ook met een PDA

Hetzelfde kan voor een PDA gedaan worden vermits een FSA een PDA is waar de stapel nooit meespeelt.

controle



**Vraag 4.** Geef een precieze formulering van het pompend lemma voor reguliere talen en een bewijs ervan. Geef voorbeelden waarbij je laat zien hoe je dat lemma gebruikt om te bewijzen dat een gegeven taal regulier is en om te bewijzen dat een gegeven taal niet regulier is.

We beginnen met dit alles intuïtief te bekijken:

Stel je hebt een reguliere taal met oneindig veel strings. Er bestaat een DFA voor  $L$  met  $N = \#Q$  toestanden. Neem nu een string in  $L$  die langer is dan  $N$  en begin de tocht van starttoestand naar eindtoestand. Vermits er maar  $N$  toestanden zijn en je string meer dan  $N$  lang is en je bij elke overgang juist 1 symbool achterlaat, moet je op je weg naar de eindtoestand minstens 1 toestand  $S$  2 of meer keer tegenkomen. Je hebt dus ergens een kring gemaakt. In deze string werd een substring van de oorspronkelijke string gebruikt.

We definiëren nu het pompend lemma voor reguliere talen.

**Definitie 2** (Pompend lemma voor reguliere talen). *Voor een reguliere taal  $L$  bestaat een pomplengte  $d$ , zodanig dat als  $s \in L$  en  $|s| \geq d$ , dan bestaat er een verdeling van  $s$  in stukken  $x, y$  en  $z$  zodanig dat  $s = xyz$  en:*

1.  $\forall i \geq 0 : xy^iz \in L$
2.  $|y| > 0$
3.  $|xy| \leq d$

In wat volgt bewijzen we deze stelling:

Eigenlijk  
geen def  
maar stel-  
ling

*Bewijs.* Neem een DFA die  $L$  bepaalt. Neem  $d = \#Q + 1$ .

Neem een willekeurige string  $s = a_1a_2 \dots a_n$  met  $n \geq d$ .

Beschouw de accepterende sequentie van toestanden  $(q_s = q_1, q_2, \dots, q_f)$  voor  $s$ ; die heeft lengte strikt groter dan  $d$ , dus zijn er bij de eerste  $d$  zeker twee toestanden gelijk (omdat er maar  $d - 1$  toestanden zijn).

Stel dat  $q_i$  en  $q_j$  gelijk zijn met  $i < j \leq d$  dan nemen we  $x = a_1a_2 \dots a_i$  en  $y = a_{i+1} \dots a_j$  en  $z$  de rest van de string. Alles volgt nu direct.  $\square$

Met het pompend lemma kan je *niet* bewijzen dat een taal regulier is. De stelling zegt immers niet dat als het pompend lemma geldt de taal sowieso regulier is. Er kunnen nog andere condities van een reguliere taal niet voldaan zijn. Je kan echter wel aantonen dat een taal niet-regulier is door een contradictie te bewijzen met de stelling hierboven.

Een soortgelijk bewijs heeft steeds de volgende structuur:

- Kies een willekeurig getal als pomplengte  $d$
- bestaat er een string langer dan  $d$
- waarvoor **elke** opdeling pompen verhindert

Algemeen voorbeeld:

*Bewijs.* Stel dat er voor  $L = \{a^n b^n | n \in \mathbb{N}\}$  een pomplengte  $d$  bestaat. Beschouw dan de string  $s = a^d b^d$ . Neem een willekeurige opdeling  $s = xyz$  met  $|y| > 0$  dan zijn er 3 mogelijkheden:

1.  $y$  bevat alleen a's: dan bevat  $xyyz$  meer a's dan b's en zit deze string dus niet in  $L$
2.  $y$  is van de vorm  $a^i b^j$  met  $i \neq 0, j \neq 0$ : dan bevat  $xyyz$  niet alle a's voor de b's, en zit de string dus niet in  $L$
3.  $y$  bevat alleen b's: dan bevat  $xz$  meer a's dan b's en zit de string dus niet in  $L$ .  $L$  kan dus niet regulier zijn.

□

**Vraag 5.** Geef de definitie van een Myhil-Nerode relatie over een taal  $L$ , of zoals we noteren een  $MN(L)$ -relatie.  
Bewijs vervolgens dat een  $MN(L)$ -relatie bestaat als en slechts als  $L$  regulier is. Bestaat er voor een taal  $L$  soms meer dan één  $MN(L)$  relatie? Hoe zit het met  $MN(L)$ -relaties bij PDA's?

TODO

**Vraag 6.** Reconstrueer de details van het verhaal van Myhill-Nerode: elke DFA bepaalt een Myhill-Neroderelatie; elke Myhill-Neroderelatie bepaalt een DFA; twee isomorfe DFA's bepalen dezelfde Myhill-Nerode-relatie; het supremum van twee Myhill-Neroderelaties is een Myhill-Neroderelatie. Argumenteer ook het verband tussen de minimale DFA voor een reguliere taal  $L$  en de grofste  $MN(L)$ -relatie. Kan je ook een Myhill-Neroderelatie construeren voor een NFA? Wat krijg je dan met minimalisatie?

TODO

**Vraag 7.** Geef alle stappen (stellingen & bewijzen) om aan te tonen dat alle minimale DFA's die dezelfde taal bepalen isomorf zijn.

TODO

**Vraag 8.** Geef een precieze formulering van het pompend lemma voor context-vrije talen en een bewijs ervan. Geef voorbeelden waarbij je laat zien hoe je dat lemma gebruikt om te bewijzen dat een gegeven taal context-vrij is en om te bewijzen dat een gegeven taal niet context-vrij is.

Het pompend lemma voor contextvrije talen gaat als volgt:

**Definitie 3** (Pompend lemma voor contextvrije talen). *Voor een contextvrije taal  $L$  bestaat een getal  $P$  (de pomplengte) zodanig dat elke string  $s$  van  $L$  met lengte minstens  $p$  kan opgedeeld worden in 5 stukken  $u, v, x, y$  en  $z$  uit  $\Sigma^*$  zodanig dat  $s = uvxyz$  en*

1.  $\forall i \geq 0 : uv^i xy^i z \in L$
2.  $|vy| > 0$
3.  $|vxy| \leq p$

Dit is te bewijzen als volgt:

*Bewijs.* Eerst en vooral gaan we onze CFG in Chomsky normaalvorm zetten. Dit is een meer restrictieve vorm:

**Definitie 4** (Chomsky Normaal Vorm). *Een CFG heeft de Chomsky Normaal Vorm als elke regel 1 van de volgende vormen heeft:*

1.  $A \rightarrow BC$
2.  $A \rightarrow \alpha$
3.  $S \rightarrow \epsilon$

*Hierin is  $\alpha$  een eindsymbool,  $A$  een niet-eindsymbool en  $B, C$  niet-eindsymbolen verschillend van het startsymbool.*

Nu dat de CFG is omgezet heeft elke regel ofwel 2 ofwel 0 niet-terminalen aan de rechterkant. Stel nu  $n$  gelijk aan het aantal niet-eindsymbolen in de CFG.

Voor een bepaalde string  $s$  uit  $L$  bestaat er steeds een parse tree. Als je uit deze parse tree de onderste takken wegsnoeit hou je een volledige binaire boom over want de CFG staat in Chomsky Normaal Vorm. De hoogte van de boom is minstens gelijk aan  $\log_2(|s|)$ . Het langste enkelvoudige pad van de wortel bevat dus minstens  $\log_2(|n|) + 1$  knopen en als we  $s$  lang genoeg kiezen, dan is  $\log_2(|s|) + 1$  groter dan  $n$  en bijgevolg moet er op dat langste pad minstens 1 niet-eindsymbool (neem  $X$ ) herhaald worden.

Neem de laagste  $X$  ( $X_2$ ) en zijn dichtste herhaling ( $X_1$ ) op dat pad.  $X$  is zeker verschillend van het startsymbool.

We kunnen nu een afleiding construeren van de vorm:

$$S \Rightarrow^* uX_2z \Rightarrow^* uvX_1yz \Rightarrow^* uvxyz$$

Waarom?  
Omdat het startsymbool niet meer opgeroepen kan worden en dus niet herhaald kan worden?

In deze afleiding zijn  $u, v, x, y, z$  strings uit  $\Sigma^*$  en bovendien zijn  $v$  en  $y$  niet tegelijkertijd leeg, want dan zou men uit  $X$  zichzelf kunnen afleiden en dat kan niet wegens de vorm van de grammatica. ???

Vermits bovenstaande afleiding geldig is, zijn

$$S \Rightarrow^* uX_2z \Rightarrow^* uxz$$

en

$$S \Rightarrow^* uXz \Rightarrow^* uvXyz \Rightarrow^* uvvxyyz$$

dat ook.

We hebben nu de eerste 2 puntjes van de de stelling al bewezen indien er strings gekozen worden die langer zijn dan  $2^{(n-1)}$ . Dit is onze pomplengte  $p$ .  $vxy$  wordt afgeleid vanuit  $X$  met een parse tree die kleiner is dan  $n$ . De parse tree heeft dus hoogstens  $2^{n-1}$  bladeren en die corresponderen juist met  $vxy$ . Hiermee is het derde puntje ook bewezen. □

**Vraag 9.** Geef het algoritme om een CFG naar zijn PDA om te zetten en bewijs de correctheid hiervan. Volgens een constructie in de cursus worden meerdere elementen per keer gepushed, waarom mag dit?

TODO



**Vraag 10.** Vertel alles wat je weet i.v.m. de Chomsky-hierarchie binnen de 5 minuten.  
Zijn de talen van een TM beslisbaar en wat is de tijdscomplexiteit doorheen de Chomsky-hierarchie.

TODO

**Vraag 11.** Geef de definitie van een PDA. Leg de constructie uit van een PDA voor een gegeven contextvrije taal. Beargumenteer de correctheid. Is die PDA deterministisch?

Wat is deterministisch precies?

Wanneer wordt een string door een PDA aanvaardt? En door een CFG?

Leg uit ambiguïteit van de CFG.

Leidt ambiguïteit altijd tot een niet-deterministische PDA? En vice-versa?

**Definitie 5.** Een push-down automaat is een 6-tal  $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_s, F)$  waarbij

- $Q$  is een eindige verzameling toestanden
- $\sigma$  is een eindig inputalfabet
- $\Gamma$  is een eindig stapelalfabet
- $\delta$  is een overgangsfunctie met signatuur  $Q \times \Sigma_\epsilon \times \Gamma_\epsilon \rightarrow \mathcal{P}(Q \times \Gamma_\epsilon)$
- $q_s$  is de starttoestand
- $F \subseteq Q$  is een verzameling eindtoestanden

## 3 Talen en Berekenbaarheid

### 3.1 Inleiding

In hoofdstuk 3, Talen en Berekenbaarheid, zal er dieper worden ingegaan op Turingmachines en de werking ervan. Na het instuderen van dit hoofdstuk is het best om onderstaande vragen op te lossen. Het zijn niet zo veel vragen, maar ze bevatten steeds een redelijk groot deel van de leerstof (vaak ook verschillende stukken gecombineerd). De vragen die volgen zijn alle vragen die al eens gesteld zijn. Deze komen echter elk jaar terug. Concreet wil dit zeggen dat als al deze vragen gekend zijn een goed resultaat verwacht kan worden.

Dit wil echter niet zeggen dat het onmogelijk is om een andere vraag te krijgen. In de volgende sectie staat een kleine opsomming van delen uit het hoofdstuk die (tot nu toe) niet aan bod gekomen zijn tijdens de examens<sup>3</sup>. Er bestaat echter een kleine kans dat hij zijn vragen veranderd, wat wil zeggen dat ook deze delen gekend moeten zijn. In het algemeen zijn de vragen uit dit document echter goed genoeg.

Achteraan dit document zal ook verwezen worden naar een implementatie van een Turingmachine in Haskell. Dit kan een dieper inzicht geven op hoe zo een machine werkt.

Aarzel niet om fouten of verbeteringen te melden op Github<sup>4</sup>.

### 3.2 Overige secties

De volgende secties uit hoofdstuk 3 van Automaten en Berekenbaarheid zijn tot nu toe nog nooit aan bod gekomen op het examen, maar moeten wel gekend zijn. De pagina's komen overeen met de publicatie van 19 november 2013<sup>5</sup>.

1. Basiswerking van een Turingmachine (p.82-86)
2. Er bestaat een niet herkenbare taal (p.87)
3. Universele Turingmachines (p.95)
4. Verband met reguliere talen (p.100)
5.  $Regular_{TM}$  en  $EQ_{TM}$  (p.105)
6. Aftelbaar (p.110)
7. The Post Correspondence Problem (p.113-116)
8. Recursieve functies (p.122-125)
9. De bezige bever (p.126-127)

---

<sup>3</sup>Het gaat hier echter enkel over het mondeling examen, ze kunnen wel voorkomen op de tussentijds testen.

<sup>4</sup>User: Jense5

<sup>5</sup>De meeste recente versie in 2015.

**Vraag 12.** Bewijs dat  $A_{TM}$  niet beslisbaar is en steun daarbij niet op de stelling van *Rice*. Zou het helpen als het toegelaten was op de stelling van *Rice* te steunen? Is  $A_{TM}$  herkenbaar? Co-herkenbaar?

We hebben het hier over het acceptatieprobleem voor Turinmachines. We noemen de taal  $A_{TM}$  met de volgende formele definitie. Informeel is elk element een tuple met het eerste element een geëncodeerde Turingmachine die de string  $s$ , het tweede element, accepteert.

$$A_{TM} = \{ \langle M, s \rangle \mid M \text{ is een Turingmachine en } s \in L_M \}$$

**(a)  $A_{TM}$  is niet beslisbaar**

*Bewijs.* Stel er bestaat een beslisser  $B$  voor  $A_{TM}$ . De werking van  $B$  kan op de volgende manier formeel gedefinieerd worden.

$$B(\langle M, s \rangle) \text{ is accept als } M \text{ } s \text{ accepteert en anders reject}$$

$B$  weigert dus indien  $M$  de input  $s$  weigert of wanneer  $M$  in een oneindige lus zit. We construeren nu een contradictie machine  $C$  met de eigenschap om telkens het tegenovergestelde te accepteren (of te weigeren) van  $B$ . We kunnen dit op de volgende manier formeel schrijven.

$$\forall \text{ Turingmachine } M : C(\langle M \rangle) = \neg(B(\langle M, M \rangle))$$

Daarbij is  $\neg\text{accept} = \text{reject}$  en  $\neg\text{reject} = \text{accept}$ . Neem nu voor  $M$  hierboven  $C$  zelf en vul deze in in  $C$  en  $B$  zelf. De volgende bewering komt tot stand.

$$C(\langle C \rangle) = \neg(B(\langle C, C \rangle))$$

We zien dat  $C$  zichzelf test. Indien  $C$  zichzelf accepteert, dan is  $\neg B(C, C) = \text{accept}$ . Aangezien  $C$   $C$  accepteert, moet  $B(C, C) = \text{accept}$  en dus  $\neg B(C, C) = \text{reject}$ . Contradictie.

Conclusie:  $C$  kan niet bestaan. Indien  $B$  bestaat kan  $C$  wel bestaan, dus  $B$  bestaat ook niet.  $A_{TM}$  is dus niet beslisbaar.  $\square$

**(b) De stelling van Rice**

**Definitie 6** (Stelling van Rice). *Voor elke niet-triviale, taal-invariante eigenschap  $P$  van Turingmachines geldt dat  $Pos_P$  (en ook  $Neg_P$ ) niet beslisbaar is.*

Met deze stelling zouden we het hele bewijs kunnen inkorten. Door een niet-triviale, taal-invariante eigenschap  $P$  te vinden van alle Turingmachines die  $s$  herkennen, hebben we meteen aangetoond dat de taal in kwestie,  $A_{TM}$  niet beslisbaar is.<sup>6</sup> Deze taal komt dan overeen met  $Pos_P$ <sup>7</sup>.

<sup>6</sup>Voor meer informatie over het bewijs, zie het laatste hoofdstuk.

<sup>7</sup>Ik heb suggesties nodig voor  $P$ ! Gooi ze op Github.

**(c)  $A_{TM}$  is herkenbaar**

*Bewijs.* De herkenner  $A$  voor  $A_{TM}$  laat, met input  $\langle M, s \rangle$ ,  $M$  lopen op  $s$ . Indien deze  $M$   $s$  accepteerd, dan accepteerd  $A$  zijn input. Indien deze de input *reject*, of gewoon niet stopt, dan zal  $A$  deze ook niet accepteren.  $A_{TM}$  is dus herkenbaar (ook hier zien we dat  $A_{TM}$  niet beslisbaar is omdat deze kan blijven lopen).  $\square$

**(d)  $A_{TM}$  is niet co-herkenbaar**

*Bewijs.*  $A_{TM}$  kan echter niet co-herkenbaar zijn. We bewijzen dit met contradictie. Indien  $A_{TM}$  co-herkenbaar is, is deze dus herkenbaar en co-herkenbaar (zie vorig bewijs). Wanneer een taal deze beide eigenschappen bezit, is deze beslisbaar. Dit is een contradictie met het eerste bewijs.  $\square$

**Vraag 13.** Bespreek de twee noties ( $A \leq_m B$  en  $A \leq_T B$ ) van reduceerbaarheid, hun verband en op welke manier die noties kunnen gebruikt worden om aan te tonen dat een taal (on)beslisbaar/herkenbaar is.

Om over te gaan naar de definitie van de reductie van talen, kunnen we best eerst de definitie van Turing-berekenbaar erbij halen (indien we dit niet doen, kunnen we zeker zijn van deze bijvraag).

**Definitie 7** (Turing-berekenbare functie). *Een functie  $f$  heet Turing berekenbaar indien er een Turingmachine bestaat die bij input  $s$  uiteindelijk stopt met  $f(s)$  op de band.*

**(a) Veel-één reductie ( $\leq_m$ )**

**Definitie 8** (Reductie van talen). *We zeggen dat taal  $L_1$  (over  $\Sigma_1$ ) naar taal  $L_2$  (over  $\Sigma_2$ ) kan gereduceerd worden indien er een afbeelding  $f$  met signatuur  $\Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$  bestaat zodanig dat  $f(L_1) \subseteq L_2$  en  $f(\overline{L_1}) \subseteq \overline{L_2}$ , en zodanig dat  $f$  Turing-berekenbaar is. We noteren dat door  $L_1 \leq_m L_2$ .*

Tot hiertoe is het al duidelijk wat  $L_1 \leq_m L_2$  wil zeggen. Het is nu nog belangrijk om het verband met herkenbaarheid en beslisbaarheid aan te tonen. Dit doen we aan de hand van verschillende, specifiekere stellingen apart te bewijzen. We kunnen achteraf dan de vorige bewijzen gebruiken om ze simpeler te maken.

**Definitie 9.** *Als  $L_1 \leq_m L_2$  en  $L_2$  is beslisbaar, dan is  $L_1$  beslisbaar.*

*Bewijs.* Het is belangrijk te weten dat de functie  $f$ , die elementen uit  $L_1$  omzet naar element uit  $L_2$ , Turing-berekenbaar is. Concreet wil dit zeggen dat we de mogelijkheid hebben om een turingmachine op te stellen met als input  $s_1 \in L_1$  en als output  $f(s_1) \in L_2$ .

Neem nu dat  $L_2$  beslisbaar is, met zijn beslisser  $B$ . We construeren nu een machine  $F$  die elementen uit  $L_1$  omzet (via  $f$ ) naar elementen uit  $L_2$ , waarna we de beslisser  $B$  laten beslissen. Hupsa, de combinatie van  $F$  en  $B$  is de beslisser van  $L_1$  en ook deze taal is dus ook beslisbaar.  $\square$

**Definitie 10.** *Als  $L_1 \leq_m L_2$  en  $L_2$  is herkenbaar, dan is  $L_1$  herkenbaar.*

*Bewijs.* Dit bewijs werkt hetzelfde als het voorgaande, om na te gaan dat wanneer  $L_2$  beslisbaar is, dat dan ook  $L_1$  beslisbaar is. Hier moeten we enkel de beslisser  $B$  vervangen door een herkenner  $H$ .  $\square$

**Definitie 11.** *Als  $L_1 \leq_m L_2$  en  $L_1$  is niet-herkenbaar, dan is  $L_2$  niet-herkenbaar.*

*Bewijs.* Stel  $L_1$  is niet-herkenbaar en  $L_2$  wel. We hebben zonet bewezen dat als  $L_2$  herkenbaar is, ook  $L_1$  herkenbaar moet zijn. Contradictie.  $\square$

**Definitie 12.** Als  $L_1 \leq_m L_2$  en  $L_1$  is niet-beslisbaar, dan is  $L_2$  niet-beslisbaar.

*Bewijs.* Stel  $L_1$  is niet-beslisbaar en  $L_2$  wel. We hebben zonet bewezen dat als  $L_2$  beslisbaar is, ook  $L_1$  beslisbaar moet zijn. Contradictie.  $\square$

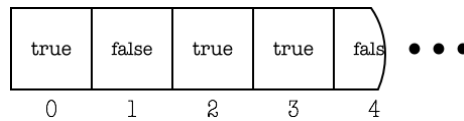
### (b) Orakels en hiërarchie van beslisbaarheid ( $\leq_T$ )

Zoals we weten is een Turingmachine een handig hulpmiddel om te bepalen of strings tot een taal horen of niet. We kunnen de machines gebruiken om talen te herkennen, of specifieker, te beslissen. Niet alle talen kunnen echter beslist worden door zo een Turingmachine. Zo is het bijvoorbeeld onmogelijk om een Turingmachine op te stellen die de taal  $A_{TM}$  beslist.

Dit zorgt er voor dat we op zoek moeten gaan naar een betere machine die naast het beslissen van de al besliste talen, ook andere talen kan beslissen. De nieuwe machine moet dus krachtiger zijn. Het resultaat is een orakelmachine.

Een orakelmachine is een uitbreiding op de Turingmachine, die een orakel bevat. Je kan een orakel bekijken als een black box waar de Turingmachine vragen een kan stellen. In theorie is een orakel eigenlijk een soort bitmap, of anders gezegd een rij van booleans. Stel we ordenen alle strings volgens de lexicografische orde met kortere strings eerst. Elke string op index  $i$  komt nu overeen met een booleaanse waarde in de bitmap, die ook gealloceerd is op locatie  $i$ . Indien de string op een bepaalde locatie tot een gegeven taal  $L$  behoort, dan zal de overeenkomstige booleaanse waarde op *true* staan. Indien dit niet het geval is, blijft de waarde op *false*.

De werking van een orakelmachine is nu heel eenvoudig. Het krijgt als input een string  $s$ . De machine vraagt nu aan het orakel of de string tot een taal behoort. Het orakel is in staat om de string om te vormen naar de index in de rij volgens de lexicografische volgorde en raadpleegt de overeenkomstige booleaanse waarde in de bitmap. Is die waarde *true*, dan accepteert het orakel de string  $s$ . Indien de waarde *false* is, dan wordt de string  $s$  geweigert. Een orakelmachine waarvan de bitmap een configuratie heeft voor een bepaalde taal  $L$  te beslissen, noemen we  $O^L$ .



Figuur 1: Simpele voorstelling van een orakel (bitmap).

Een orakel kan voor vele problemen gebruikt worden. Het halting probleem is hier echter maar één enkel voorbeeld van. Vaak wordt een orakel gebruikt om op een abstracte manier een antwoord te krijgen op een bepaalde vraag. Deze vraag kan zelfs onoplosbaar zijn.

**Definitie 13** (Turingreducerbaar). *Een taal  $A$  is Turingreducerbaar naar taal  $B$ , indien  $A$  beslisbaar is relatief t.o.v.  $B$ , t.t.z. er bestaat een orakelmachine  $O^B$  die  $A$  beslist. De notatie is  $A \leq_T B$ .*

Dit is inderdaad zeer gelijkend op het eerste deel van deze vraag. In plaats van een beslisser voor  $B$  te hebben, die  $A$  ook beslist, gebruiken we nu een orakelmachine. Deze machine is dan een theoretisch hulpmiddel dat we kunnen gebruiken om onze kennis toe te passen op meerdere talen. Deze kunnen we echter in realiteit niet implementeren zoals we net beschreven hebben.

**Definitie 14.** *Indien  $A \leq_T B$  en  $B$  is beslisbaar, dan is  $A$  beslisbaar.*

*Bewijs.* De definitie zegt ons dat  $A \leq_T B$  enkel geldt indien we een orakelmachine  $O^B$  hebben dat  $B$  én  $A$  beslist. Dit is dus volledig afleidbaar van de definitie.

Of anders: stel dat  $B$  beslisbaar is en  $A$  niet. Dan hebben we een orakel  $O^B$  dat (theoretisch)  $B$  beslist, maar niet  $A$  (want deze is niet beslisbaar). Dit is meteen een contradictie met de definitie.  $\square$

**Definitie 15.** *Indien  $A \leq_m B$  dan is ook  $A \leq_T B$ .  
M.a.w.  $\leq_m$  is fijner dan  $\leq_T$ .*

Dit is vanzelfsprekend indien we beseffen dat het orakel een theoretische uitbreiding is op de Turingmachine. We gebruiken de Turingmachines om talen te herkennen of te beslissen. Het is mogelijk zo een machine te implementeren in een taal naar keuze. Er is echter een grens op het aantal talen dat we kunnen beslissen, aangezien een aantal in een oneindige lus kunnen komen tijdens het beslissingsproces. Dit is een probleem dat we in de praktijk kunnen tegenkomen. Een theoretische oplossing daarvoor is de orakelmachine. We kunnen deze machine wel gebruiken om theoretisch verder te redeneren. Dit wil zeggen dat het orakel alle talen beslist dit een Turingmachine kan beslissen, plus de talen die een Turingmachine niet kan beslissen (oneindig lus). Hierdoor is  $A \leq_m B$  fijner dan  $A \leq_T B$ .

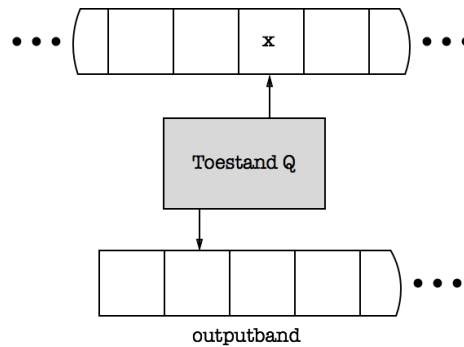


**Vraag 14.** Definieer de enumeratormachine. Bewijs dat elke herkenbare taal kan geënumereerd worden en dat elke taal die door een enumerator wordt geënumereerd ook herkenbaar is. Kan elke beslisbare taal geënumereerd worden? Bespreek in deze context de uitspraak "de verzameling van Turing machines is een herkenbare taal".

De enumeratormachine is de machine zoals origineel voorgesteld door Alan Turing in 1936. Deze machine bezit deels de Turingmachine zoals we deze al kennen met enkele kleine aanpassingen. Zo heeft de machine ook een outputband, outputmarker en een enumeratortoestand  $q_e$ . De  $\delta$  van de enumerator heeft als signatuur

$$Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \Gamma_e \times \{L, R, S\}$$

Met  $Q$  de huidige toestand en  $\Gamma$  het te lezen symbool. Als output een nieuwe toestand  $Q$  en  $\Gamma$ , samen met  $\{L, R, S\}$ . Het verschil met de Turingmachine die we eerder hebben gezien is  $\Gamma_e$ . Dit symbool zal bij overgang geschreven worden op de outputband. Na het schrijven van  $\Gamma_e$  verplaatst de outputmarker zich 1 plaats naar rechts. De output kan dan een string zijn, verschillende strings opgesplitst door een scheidingsteken of zelfs een oneindige string... Eender hoe, het heeft zin om te spreken over de verzameling (eindige) outputstrings door de enumerator geproduceerd of geënumereerd. Die verzameling is de taal door de enumerator bepaald of geënumereerd. De enumerator mag daarbij dezelfde string meer dan eens op de outputband zetten.



Figuur 2: Enumeratormachine.

**Definitie 16.** De taal door een enumerator bepaald is herkenbaar en elke herkenbare taal wordt door een enumerator geënumereerd. Beide stellingen zullen in aparte bewijzen worden bewezen.

**Bewijs. Elke taal door een enumerator bepaald is herkenbaar.** Neem de Turingmachine  $T$  voor de taal  $L$ , bepaald door een gegeven enumerator  $E$ . Laat  $T$  nu  $E$  als een subroutine gebruiken.

$T$  neemt een string  $s$  aan en geeft deze door naar de onderliggende  $E$ <sup>8</sup>. Telkens  $E$  in  $q_e$  komt zal  $T$  de laatst geproduceerde outputstring lezen op de outputband

<sup>8</sup>Door deze op de band te plaatsen en  $E$  te starten.

van  $E$ . Indien deze gelijk is aan de inputstring  $s$ , dan accepteert  $T$   $s$ . Indien dit niet zo is, gaat de enumerator doorrekenen<sup>9</sup>.  $\square$

**Bewijs. Elke herkenbare taal wordt geënumereerd door een enumerator.** Neem de Turingmachine  $T$  die de willekeurige taal  $L$  herkent. Het is voldoende een enumerator  $E$  te construeren die  $L$  enumereerd<sup>10</sup>. Om  $E$  op te stellen, maken we gebruik van enkele hulpmachines.

1. Een machine die voor een gegeven getal  $n$  de eerste  $n$  strings uit  $\Sigma^*$  genereert<sup>11</sup>. Deze  $T_{gen}$  zal de strings op de band van  $E$  plaatsen.
2.  $T_n$  zal op elk van de gegeven  $n$  strings,  $n$  stappen van  $T$  uitvoeren. Het zal dus het aantal stappen van  $T$  limiteren zodat deze niet in een oneindige lus kan gaan voor de strings die niet worden herkend. Waarom doen we dit? We willen eigenlijk alle strings overlopen<sup>12</sup> en daar de aanvaardbare strings ( $s \in L$ ) uit filteren. Deze behoren tot de herkenbare taal  $L$ . Hierdoor moeten we ook de strings nakijken die niet tot  $L$  behoren. Deze kunnen er echter voor zorgen dat de  $T$  in een oneindige lus gaat. Daarom limiteren we het aantal stappen zodat ook  $E$  niet oneindig moet blijven wachten. Indien  $T$  de string aanvaard, plaatst  $E$  de string op de outputband. Indien  $T$  deze niet aanvaard of niet geëindigd is in  $\leq n$  stappen, dan zal  $E$  de string niet schrijven.
3.  $T_{driver}$  zal een opeenvolging van getallen  $n$  genereren om de voorgaande machines op te stellen en  $T_{gen}$  en  $T_n$  oproepen.

Resultaat: Alle  $s \in L$  zullen op de outputband worden gezet, maar toch zal de uitvoering van de oneindige lus gestopt worden zodat de enumerator zeker eindigt. Hiermee is het halting probleem voorkomen. Well done.  $\square$

Ten slotte moeten we vermelden dat elke taal die beslisbaar is kan geënumereerd worden, aangezien elke beslisbare taal ook herkenbaar is. Uit het laatste bewijs zou ook duidelijk moeten zijn dat de verzameling van Turinmachines,  $A_{TM}$ , een herkenbare taal is. We voeren het bewijs gewoon opnieuw uit, maar met  $L = A_{TM}$ .

---

<sup>9</sup>De enumerator kan dus oneindig blijven doorrekenen waardoor de taal door een enumerator bepaald herkenbaar en niet beslisbaar is.

<sup>10</sup>Indien dit lukt is dit mogelijk voor elke  $L$ , aangezien  $L$  willekeurig is.

<sup>11</sup>Namelijk  $s_1, s_2, \dots, s_n$ .

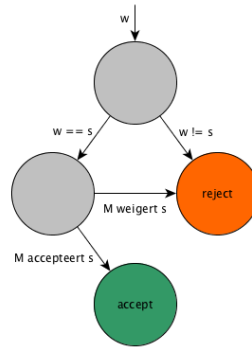
<sup>12</sup>Die mogelijk zijn op het alfabet  $\Sigma$ .

**Vraag 15.** Geef het bewijs van de stelling:  $E_{TM}$  is niet beslisbaar. Doe dit zonder de stelling van Rice te gebruiken. Bespreek de uitspraken  $E_{TM}$  is herkenbaar en  $E_{TM}$  is co-herkenbaar. Zijn er ook alternatieve bewijzen? Hoe zit het met  $E_{CFG}$ ?

### 3.2.1 (a) $E_{TM}$ is niet beslisbaar

**Definitie 17** ( $E_{TM}$ ).  $E_{TM} = \{ \langle M \rangle \mid M \text{ is een TM, en } L_M = \phi \}$  is niet beslisbaar: het is niet beslisbaar of een Turingmachine geen enkele input accepteert.

*Bewijs.* In dit bewijs gaan we gebruik maken van een hulpmachine  $M_s$ . Het is belangrijk eerst te snappen wat deze machine doet.  $s$  is hier een string die gehardcoded is. Voor elke input  $w$  die niet gelijk is aan  $s$ , zal de machine  $M_s$  de input weigeren. Indien  $w = s$ , dan zal  $M$  lopen op  $w$  (of  $s$ ). Indien  $M$  de input  $s$  accepteert zal ook  $M_s$  accepteren. Onderstaande afbeelding is een schematische voorstelling van de hulpmachine  $M_s$ .



Figuur 3: Concept van  $M_s$

Nu kunnen we verder met het bewijs. We proberen de stelling aan te tonen met een bewijs uit het ongerijmde. Stel dat  $E_{TM}$  beslisbaar is en een beslisser  $E$  heeft. We gaan nu een beslisser  $B$  voor  $A_{TM}$  opstellen met behulp van  $E$ <sup>13</sup>. We kunnen twee punten inzien.

1. We stellen eerste onze hulpmachine  $M_s$  op. We laten nu  $E$  lopen over  $\langle M_s \rangle$ . Indien  $E$  nu  $\langle M_s \rangle$  accepteert.  $M_s$  accepteert dus geen strings (zie definitie  $E_{TM}$ ). Merk op dat in dit geval  $B \langle M, s \rangle$  niet accepteert.  $M_s$  bepaalt de lege taal, dus  $M$  bepaalt  $s$  niet.
2. In het andere geval kan het zijn dat  $E \langle M, s \rangle$  verwierpt. Dan bepaald  $M_s$  wel een taal (die niet leeg is) en zal dus  $B$  zijn input wel accepteren.

Uit bovenstaande punten kunnen we concluderen dat  $E$  de tegenovergestelde uitkomst heeft van  $B$ .  $B$  bestaat echter niet, aangezien  $A_{TM}$  niet beslisbaar is.  $E$  kan dus ook geen beslisser zijn en  $E_{TM}$  is dus niet beslisbaar. Contradictie.  $\square$

<sup>13</sup>De beslisser  $B$  kan niet bestaan, want  $A_{TM}$  is onbeslisbaar. Dit wordt de contradictie.

**(b)  $E_{TM}$  is niet herkenbaar maar wel co-herkenbaar**

*Bewijs.* Het is makkelijk aan te tonen dat door eerst de co-herkenbaarheid van  $E_{TM}$  te onderzoeken. Het complement van  $E_{TM}$  bestaat uit alle Turingmachines die een niet lege taal bepalen. Neem nu Turingmachine  $M \in \overline{E_{TM}}$  en dus  $L_M \neq \phi$ . We maken een hulpmachine die voor elk van die  $M$  alle strings  $s$  in de lexicografische volgorde  $M$  laat lopen over  $s$ . Vanaf  $M$  accepteert, accepteert de hulpmachine. Indien dit niet is, gaat hij verder met de volgende string  $s$ . Dit proces kan niet oneindig doorgaan, tenzij geen enkele string  $s$  geaccepteerd wordt door  $M$ .  $\overline{E_{TM}}$  is dus herkenbaar en dus is  $E_{TM}$  co-herkenbaar.

$E_{TM}$  is dus niet herkenbaar aangezien het co-herkenbaar is. Indien het ook herkenbaar is, zou het ook beslisbaar zijn. Dit is een contradictie met het vorige bewijs.  $\square$

**(d) Alternatieve bewijzen**

*Bewijs.* Een alternatief bewijs zou kunnen zijn met behulp van de stelling van Rice. Een taal-invariante, niet-triviale eigenschap van  $E_{TM}$  is dat  $L_M = \phi$  voor elke  $M$  in  $E_{TM}$  die  $L_M$  bepaald. Volgens de stelling van Rice is  $E_{TM}$  dus onbeslisbaar.  $\square$

**(e) Bespreek  $E_{CFG}$**

**Definitie 18.**  $E_{CFG} = \{ \langle G \rangle \mid G \text{ is een CFG, en } L_G \neq \phi \}$  is beslisbaar: emptiness van een CFL is beslisbaar.

*Bewijs.* We beschrijven formeel een algoritme dat  $G$  transformeert naar een vorm waarin de beslissing gemakkelijk is.

1. Indien er een regel  $A \rightarrow \alpha$  in zit, en  $\alpha$  bestaat alleen uit eindsymbolen (mag dus ook  $\epsilon$  zijn), dan
  - (a) Verwijder alle regels waar  $A$  aan de linkerkant staat
  - (b) Vervang in elke regel waar  $A$  rechts voorkomt, de voorkomens van  $A$  voor  $\alpha$
2. Blijf dit doen totdat ofwel
  - (a) Het startsymbool verwijderd is: reject, want het startsymbool kan een string afleiden.
  - (b) Er geen regels zijn van de benodigde vorm: accept, want de taal is leeg.

$\square$

**Vraag 16.** Leg de stelling van Rice uit, en geef het bewijs. Geef minstens één eigenschap van Turingmachines die niet voldoet aan de voorwaarde voor de stelling van Rice en toon aan dat die eigenschap geen aanleiding geeft tot een niet-beslisbare taal. Karakteriseer volledig alle eigenschappen van Turingmachines die aan de stelling van Rice voldoen m.b.v.  $IsIn_{TM,S}$ .

### (a) De stelling van Rice

Vooraleer we verder gaan met de stelling van Rice is het verstandig om sommige termen te verklaren. Niet-triviale en taal-invariante eigenschappen zijn een belangrijk onderdeel van de stelling. In onderstaande verklaringen duidt  $Pos_P$  op de verzameling van machines die in het bezit zijn van een eigenschap  $P$  en  $Neg_P$  de verzameling van machines zonder eigenschap  $P$ .

**Definitie 19** (Niet-triviale eigenschap). *Een eigenschap  $P$  van Turingmachines heet niet-triviaal indien  $Pos_P \neq \emptyset$  en ook  $Neg_P \neq \emptyset$ . Er bestaan dus Turingmachines die deze eigenschap  $P$  bezitten, maar ook machines die deze niet bezitten.*

**Definitie 20** (Taal-invariante eigenschap). *De eigenschap  $P$  heet taal-invariant indien alle machines die dezelfde taal bepalen hebben ofwel allemaal  $P$ , ofwel heeft geen enkele ervan  $P$ .*

$$L_{M_1} = L_{M_2} \Rightarrow P(M_1) = P(M_2)$$

Met deze twee definities in het achterhoofd, kunnen we overgaan naar de formele definitie van de stelling van Rice, met het bewijs als gevolg.

**Definitie 21** (Stelling van Rice). *Voor elke niet-triviale, taal-invariante eigenschap  $P$  van Turingmachines geldt dat  $Pos_P$  (en ook  $Neg_P$ ) niet beslisbaar is.*

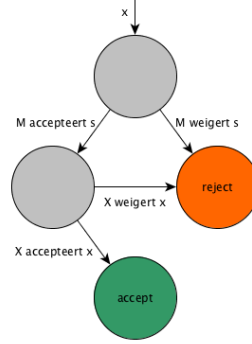
*Bewijs.* We bewijzen dit met behulp van een contradictie. Neem de Turingmachine  $M_\emptyset$  die de lege taal beslist. Laten we er nu van uit gaan dat deze machine een bepaalde eigenschap  $P$  heeft. De stelling zegt ons dat de eigenschap  $P$  niet-triviaal en taal-invariant is. Uit de definitie kunnen we dan afleiden dat  $Pos_P \neq \emptyset$  (en ook  $Neg_P \neq \emptyset$ ). Aangezien deze verzameling niet leeg is, moet er een Turingmachine  $X$  bestaan met deze eigenschap  $P$ . Laat ons zeggen dat deze Turingmachine de taal  $L_X$  beslist.

We gaan nu proberen een contradictie te bekomen door aan te nemen dat de stelling niet waar is. We nemen dus aan dat  $Pos_P$  (en dus ook  $Neg_P$ ) beslisbaar is. We gaan nu een beslisser  $B$  proberen op te stellen voor  $Pos_P$  die deze beslist<sup>14</sup>. Om  $B$  te maken, gaan we eerst een hulpmachine  $H_{M,s}$  opstellen.

Deze hulpmachine  $H_{M,s}$  heeft een Turingmachine  $M$  en een string  $s$  in zich.

<sup>14</sup>Later zullen we deze  $B$  gebruiken om een beslisser  $A$  te maken voor de taal met Turingmachines  $A_{TM}$

Deze staan vast voor de machine en kunnen dus niet veranderen<sup>15</sup>. De input van deze machine is een string  $x \in L_X$ . Wanneer  $H_{M,s}$  gestart wordt, zal deze eerst  $M$  laten lopen over  $s$ . Indien  $M$   $s$  reject, zal  $H_{M,s}$  altijd rejecten. Indien  $M$   $s$  accept, dan zal  $H_{M,s}$  overgaan naar fase 2. Hier zal de hulpmachine  $X$  over  $x$  laten lopen. Indien  $X$   $x$  ook accept, dan zal de hulpmachine accepten. Indien  $X$   $x$  reject, dan zal ook de hulpmachine rejecten.



Figuur 4: Concept van  $H_{M,s}$

Er zijn nu twee mogelijkheden voor  $H_{M,s}$ . Indien  $M$   $s$  accept, dan gaat  $H_{M,s}$  altijd overgaan tot het testen van  $x$  in  $X$ . In dit geval beslist  $H_{M,s}$  de volledige taal  $L_X$ . De andere optie is dat  $M$   $s$  reject. In dat geval gaat de hulpmachine altijd rejecten en dus enkel de lege taal accepteren.

Laat nu de beslisser  $B$  los op  $H_{M,s}$ . Dit wil zeggen dat de beslisser accept of reject voor de gegeven  $M$  en  $s$ .

Stel dat we nu een beslisser  $A$  maken voor  $A_{TM}$ . In dat geval moeten we dus elke  $M$  en  $s$  in  $A_{TM}$  testen. We kunnen dus zeggen dat  $A$  accept indien  $B$   $H_{M,s}$  accept, anders reject. We bekommen dus de volgende conclusie.

$$\begin{aligned}
& A \text{ accepts } \langle M, s \rangle \\
& \Updownarrow \\
& B \text{ accepts } H_{M,s} \\
& \Updownarrow \\
& H_{M,s} \text{ heeft eigenschap } P \\
& \Updownarrow \\
& H_{M,s} \text{ accepts } L_X \\
& \Updownarrow \\
& M \text{ accepts } s
\end{aligned}$$

Conclusie:  $A$  is een beslisser voor  $A_{TM}$ , maar dit is onmogelijk aangezien  $A_{TM}$  niet beslisbaar is<sup>16</sup>. Hieruit kunnen we concluderen dat alle bovenstaand equivalenties onwaar zijn en dus is ook  $Pos_P$  niet beslisbaar. Contradictie.  $\square$

<sup>15</sup>Ze zijn als het ware gehardcoded.

<sup>16</sup>Zie vraag 1 van dit hoofdstuk voor het bewijs.

### (b) Voorbeeld

We nemen de Turingmachine  $TM$  als voorbeeld. We stellen ons de vraag over de volgende eigenschap. Zal de Turingmachine  $TM$  ooit zijn leeskop naar links verschuiven? We kunnen hier een beslisser voor opstellen.

Gegeven het tuple  $\langle M, s \rangle$  zal  $TM$   $M$  loslaten op  $s$  voor maximaal  $|s|$  stappen. Als de machine geen enkele keer zijn leeskop naar links heeft bewogen, dan moet de leeskop op de eerste  $\#$  staan aan de rechterkant achter  $w$  op de leesband. Zoek nu de overgang  $\delta$  in het state diagram van  $M$  die  $\#$  als input heeft. We zijn enkel geïntereiseerd in deze, aangezien voor de andere de leeskop nooit naar links is gegaan. Indien geen enkel van deze transacties naar links gaat, accept. Indien een van hun wel naar links gaat, reject.

### Algemene notatie

De volgende notatie bepaalt de verzameling van turingmachines  $M$  die een taal  $L_M$  bepalen die behoort tot een gegeven verzameling van talen  $S$ .

$$IsIn_{TM,S} = \{ \langle M, S \rangle \mid L_M \in S \}$$

We kunnen deze notatie gebruiken om eigenschappen te karakteriseren. Een voorbeeld van een eigenschap van  $E_{TM}$  die voldoet aan de voorwaarden van de stelling van Rice, is dat de bepaalde taal leeg is. We kunnen dan de volgende notatie gebruiken om de eigenschap te karakteriseren.

$$E_{TM} = IsIn_{TM,\{\emptyset\}}$$

**Vraag 17.** Wat is een orakelmachine? Bespreek de uitspraak "de verzameling orakelmachines (over een gegeven orakel) is strikt krachtiger dan de verzameling van Turing machines". Leg hierbij ook uit wat men bedoelt met "krachtiger". Kan een verzameling orakelmachines (voor bepaald gegeven orakel) alle talen beslissen? Kan een orakelmachine ook  $A_{TM}$  of  $H_{TM}$  beslissen?

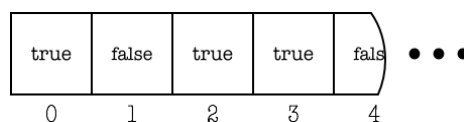
### Orakelmachine

Zoals we weten is een Turingmachine een handig hulpmiddel om te bepalen of strings tot een taal horen of niet. We kunnen de machines gebruiken om talen te herkennen, of specifieker, te beslissen. Niet alle talen kunnen echter beslist worden door zo een Turingmachine. Zo is het bijvoorbeeld onmogelijk om een Turingmachine op te stellen die de taal  $A_{TM}$  beslist.

Dit zorgt er voor dat we op zoek moeten gaan naar een betere machine die naast het beslissen van de al besliste talen, ook andere talen kan beslissen. De nieuwe machine moet dus krachtiger zijn. Het resultaat is een orakelmachine.

Een orakelmachine is een uitbreiding op de Turingmachine, die een orakel bevat. Je kan een orakel bekijken als een black box waar de Turingmachine vragen een kan stellen. In theorie is een orakel eigenlijk een soort bitmap, of anders gezegd een rij van booleans. Stel we ordenen alle strings volgens de lexicografische orde met kortere strings eerst. Elke string op index  $i$  komt nu overeen met een booleaanse waarde in de bitmap, die ook gealloceerd is op locatie  $i$ . Indien de string op een bepaalde locatie tot een gegeven taal  $L$  behoort, dan zal de overeenkomstige booleaanse waarde op *true* staan. Indien dit niet het geval is, blijft de waarde op *false*.

De werking van een orakelmachine is nu heel eenvoudig. Het krijgt als input een string  $s$ . De machine vraagt nu aan het orakel of de string tot een taal behoort. Het orakel is in staat om de string om te vormen naar de index in de rij volgens de lexicografische volgorde en raadpleegt de overeenkomstige booleaanse waarde in de bitmap. Is die waarde *true*, dan accepteert het orakel de string  $s$ . Indien de waarde *false* is, dan wordt de string  $s$  geweigert. Een orakelmachine waarvan de bitmap een configuratie heeft voor een bepaalde taal  $L$  te beslissen, noemen we  $O^L$ .



Figuur 5: Simpele voorstelling van een orakel (bitmap).

Een orakel kan voor vele problemen gebruikt worden. Het halting probleem is hier echter maar één enkel voorbeeld van. Vaak wordt een orakel gebruikt om op een abstracte manier een antwoord te krijgen op een bepaalde vraag. Deze vraag kan zelfs onoplosbaar zijn.



## Krachtiger dan een Turingmachine

Zoals zonet vermeld, is een orakelmachine krachtiger dan een Turingmachine. Dit wil zeggen dat een orakelmachine sowiso meer talen kan beslissen dan een Turingmachine. Het kan namelijk alle talen beslissen die een Turingmachine kent vermeerderd met heel wat talen die anders in een oneindige lus zullen komen.  $A_{TM}$  is daar een voorbeeld van. Een orakelmachine is dus strikt krachtiger dan een Turingmachine.

## Verzameling orakelmachines

Normaal wordt een orakelmachine gegeven en kunnen we deze vraag concreet beantwoorden. Dit is nu dus onmogelijk. De redenering gaat echter van de volgende vorm zijn.

Een orakel  $O^A$  is gegeven dat een taal  $A$  beslist. Volgens de definitie van Turingreducerbaar (zie onderaan) kunnen we concluderen dat elke  $B$ , waarvoor geldt dat  $B \leq_T A$ , kan beslist worden door de orakelmachine  $O^B$ . Het is dus niet mogelijk om alle talen te beslissen, enkel die die Turingreducerbaar zijn.

**Definitie 22** (Turingreducerbaar). *Een taal  $A$  is Turingreducerbaar naar taal  $B$ , indien  $A$  beslisbaar is relatief t.o.v.  $B$ , t.t.z. er bestaat een orakelmachine  $O^B$  die  $A$  beslist. De notatie is  $A \leq_T B$ .*

Het is misschien wel mogelijk om een orakel te ontwerpen dat dit wel kan. In plaats van een bitmap voor alle strings, maken we een bitmap voor alle talen. Een element bevat hier geen booleaanse waarde, maar een ander orakel voor de overeenkomstige taal. Theoretisch is dit volgens mij mogelijk, maar gaat misschien iets te ver voor op het examen.

## Beslisbaarheid $A_{TM}$ en $H_{TM}$

Dit is een bijvraag en hier gaan we dus niet dieper op in. De bewijzen van de onbeslisbaarheid worden hier dus niet gegeven. Deze staan ook al in andere vragen. Volgens mij kan hier heel beknopt op geantwoord worden.  $A_{TM}$  en  $H_{TM}$  zijn niet beslisbaar met standaard Turingmachines. Met een orakelmachine kunnen we uiteraard een corresponderende bitmap maken voor de talen en zijn ze dus wel beslisbaar.

**Vraag 18.** Geef informeel de definitie van een lineair begrensde automaat (LBA). Argumenteer dat het aanvaardingsprobleem voor LBA's ( $A_{LBA}$ ) beslisbaar is. Geef de stappen in een bewijs dat  $E_{LBA}$  (de verzameling van LBA's die de lege taal bepalen) niet beslisbaar is.

### Lineair begrensde automaat

**Definitie 23** (Lineair Begrensde Automaat). *Een Lineair Begrensde Automaat is een Turingmachine die niet leest of schrijft buiten het deel van de band dat initieel invoer bevat.*

De naam komt hier tot stand door de volgende equivalente definitie van een lineair begrensde automaat. Deze definitie laat toe dat de LBA een stuk band gebruikt dat met een constante factor  $f$  groter mag zijn dan de input.

#### $A_{LBA}$ is beslisbaar

Het acceptatieprobleem voor LBA is gedefinieerd als de taal

$$A_{LBA} = \{ \langle M, s \rangle \mid M \text{ is een LBA en } s \in L_{LBA} \}$$

*Bewijs.* We kijken naar alle mogelijke configuraties van een LBA op een string van lengte  $n$ . Het aantal toestanden is  $q$  met het aantal elementen in het band-alfabet  $b$ . Het aantal mogelijke strings is dan  $b^n$ . De leeskop kan onder elk van de symbolen staan terwijl de machine in elk van de toestanden kan zitten. Dat geeft in het totaal maximaal  $qnb^n$  configuraties. We kunnen nu een beslisser  $B$  voor  $A_{LBA}$  construeren als volgt<sup>17</sup>:

1. Berekent  $k = qnb^n$ .
2. Simuleert dan  $M$  op  $s$  met maximaal  $k$  stappen.
3. Indien  $M$  ondertussen accepteerde, accept.
4. Indien  $M$  ondertussen verwierp, reject.
5. Indien  $M$  nog niet stopte, betekent dat dat  $M$  in een lus zit en dus niet zal accepteren: reject.

□

#### $E_{LBA}$ is niet beslisbaar

**Definitie 24.**  $E_{LBA} = \{ M \mid M \text{ is een LBA die de lege taal bepaalt} \}$  is niet beslisbaar.

We laten eerst zien dat voor een gegeven Turingmachine  $M$  en string  $s$  we een LBA kunnen construeren die gegeven een eindige rij configuraties (van  $M$ ) kan beslissen of die rij een accepterende computation history is voor  $s$ . Een rij configuraties kan gemakkelijk op een band geplaatst worden zoals in de figuur hieronder.

<sup>17</sup>Bij input  $\langle M, s \rangle$ .

\$	a	$q_4$	c	d	\$	a	b	$q_7$	d	\$
----	---	-------	---	---	----	---	---	-------	---	----

Figuur 6:  $\delta(q_4, c) = (q_7, b, R)$

Wat moet de machine doen om na te gaan of een rij configuraties een accepterende computation history is voor  $s$ ?

1. Nakijken of twee opeenvolgende configuraties verbonden zijn door de  $\delta$ .
2. Nakijken of de eerste configuratie  $q_s$  bevat op de juiste plaats.
3. Nakijken of de laatste configuratie  $q_a$  bevat.

Zonder veel in detail te treden moet het duidelijk zijn dat hiervoor slechts een constante hoeveelheid extra bandruimte nodig is en dat die beslissing dus kan genomen worden door een *LBA*. We maken die *LBA* zo dat hij bij een accepterende computation history accepteert en anders reject. Nu kunnen we aan het bewijs zelf beginnen.

*Bewijs.* Stel dat we een beslisser  $E$  hebben voor  $E_{LBA}$ . We construeren een beslisser  $B$  voor  $A_{TM}$  als volgt. Bij input  $\langle M, s \rangle$  doet  $B$ :

1. Construeer de *LBA*  $A_{M,s}$  die van input kan beslissen of een inputstring een accepterende computation history is voor  $M$  op input  $s$ .
2. Laat  $E$  los op  $\langle A_{M,s} \rangle$ : als  $E$  aanvaardt, reject; anders accept.

$B$  beslist  $A_{TM}$  want  $B$  accepteert  $\langle M, s \rangle$

$\Downarrow$

$E \langle A_{M,s} \rangle$  reject

$\Downarrow$

$A_{M,s}$  aanvaardt minstens één string

$\Downarrow$

Er bestaat een accepterende computation history voor  $M$  op  $s$

Het laatste is equivalent met zeggen dat  $M$   $s$  accepteert. Die  $B$  kan niet bestaan, dus ook  $E$  niet en  $E_{LBA}$  is onbeslisbaar.  $\square$

## **4 Herschrijfsystemen**

### **4.1 Inleiding**

Het deel over herschrijfsystemen is relatief kort en makkelijk. Deze inleiding is nog niet klaar. :)

**Vraag 19.** Formuleer en bespreek de stellingen van Church-Rosser. Geef daarbij hun belang i.v.m. het baseren van een programmeertaal op lambda-calculus. Geef de relatie met de programmeertaal Haskell. Hoeveel conversieregels ken je?

Lorem ipsum dolor sit amet, consectetur adipiscing elit. Ut purus elit, vestibulum ut, placerat ac, adipiscing vitae, felis. Curabitur dictum gravida mauris. Nam arcu libero, nonummy eget, consectetur id, vulputate a, magna. Donec vehicula augue eu neque. Pellentesque habitant morbi tristique senectus et netus et malesuada fames ac turpis egestas. Mauris ut leo. Cras viverra metus rhoncus sem. Nulla et lectus vestibulum urna fringilla ultrices. Phasellus eu tellus sit amet tortor gravida placerat. Integer sapien est, iaculis in, pretium quis, viverra ac, nunc. Praesent eget sem vel leo ultrices bibendum. Aenean faucibus. Morbi dolor nulla, malesuada eu, pulvinar at, mollis ac, nulla. Curabitur auctor semper nulla. Donec varius orci eget risus. Duis nibh mi, congue eu, accumsan eleifend, sagittis quis, diam. Duis eget orci sit amet orci dignissim rutrum.

Nam dui ligula, fringilla a, euismod sodales, sollicitudin vel, wisi. Morbi auctor lorem non justo. Nam lacus libero, pretium at, lobortis vitae, ultricies et, tellus. Donec aliquet, tortor sed accumsan bibendum, erat ligula aliquet magna, vitae ornare odio metus a mi. Morbi ac orci et nisl hendrerit mollis. Suspendisse ut massa. Cras nec ante. Pellentesque a nulla. Cum sociis natoque penatibus et magnis dis parturient montes, nascetur ridiculus mus. Aliquam tincidunt urna. Nulla ullamcorper vestibulum turpis. Pellentesque cursus luctus mauris.

**Vraag 20.** Geef de conversieregels voor lambda-calculus, bespreek de stellingen van church-Rosser en leg a.d.h. daarvan uit hoe je een recursieve functie in lambda-calculus kunt maken. Geef ook een voorbeeld dat we niet besproken hebben in de cursus.

Lorem ipsum dolor sit amet, consectetur adipiscing elit. Ut purus elit, vestibulum ut, placerat ac, adipiscing vitae, felis. Curabitur dictum gravida mauris. Nam arcu libero, nonummy eget, consectetur id, vulputate a, magna. Donec vehicula augue eu neque. Pellentesque habitant morbi tristique senectus et netus et malesuada fames ac turpis egestas. Mauris ut leo. Cras viverra metus rhoncus sem. Nulla et lectus vestibulum urna fringilla ultrices. Phasellus eu tellus sit amet tortor gravida placerat. Integer sapien est, iaculis in, pretium quis, viverra ac, nunc. Praesent eget sem vel leo ultrices bibendum. Aenean faucibus. Morbi dolor nulla, malesuada eu, pulvinar at, mollis ac, nulla. Curabitur auctor semper nulla. Donec varius orci eget risus. Duis nibh mi, congue eu, accumsan eleifend, sagittis quis, diam. Duis eget orci sit amet orci dignissim rutrum.

Nam dui ligula, fringilla a, euismod sodales, sollicitudin vel, wisi. Morbi auctor lorem non justo. Nam lacus libero, pretium at, lobortis vitae, ultricies et, tellus. Donec aliquet, tortor sed accumsan bibendum, erat ligula aliquet magna, vitae ornare odio metus a mi. Morbi ac orci et nisl hendrerit mollis. Suspendisse ut massa. Cras nec ante. Pellentesque a nulla. Cum sociis natoque penatibus et magnis dis parturient montes, nascetur ridiculus mus. Aliquam tincidunt urna. Nulla ullamcorper vestibulum turpis. Pellentesque cursus luctus mauris. Nulla malesuada porttitor diam. Donec felis erat, congue non, volutpat at, tincidunt tristique, libero. Vivamus viverra fermentum felis. Donec nonummy pellentesque ante. Phasellus adipiscing semper elit. Proin fermentum massa ac quam. Sed diam turpis, molestie vitae, placerat a, molestie nec, leo. Maecenas lacinia. Nam ipsum ligula, eleifend at, accumsan nec, suscipit a, ipsum. Morbi blandit ligula feugiat magna. Nunc eleifend consequat lorem. Sed lacinia nulla vitae enim. Pellentesque tincidunt purus vel magna. Integer non enim. Praesent euismod nunc eu purus. Donec bibendum quam in tellus. Nullam cursus pulvinar lectus. Donec et mi. Nam vulputate metus eu enim. Vestibulum pellentesque felis eu massa.