Ervin Cosic

21.3.2018

③ Es ist nicht entscheidbar, ob es für eine die von einer Turingmaschine akzeptierte Sprache genau eine unbeschränkte Grammatik gibt die sie erzeugt.

$L = \{a^n b^m \mid n \geq 0, m \geq 0\}$ $\quad L(G_1) = L(G_2) = L$

$G_1 = \langle \{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S \rangle$

$P = \{ S \to AB$

$A \to aB \mid aA \mid \varepsilon$

$B \to b \mid bB \mid AB \mid \varepsilon \}$

Falsch, es ist nicht entscheidbar da eine Sprache von mehreren Grammatiken erzeugt werden kann.

$G_2 = \langle \{S, B\}, \{a, b\}, P, S \rangle$

$P = S \to aS \mid aSB \mid \varepsilon$

$B \to bB \mid b$

① $L = \{(a^n c^n)^5 \mid n \geq 0\}$ Beweise mit Pumping Lemma das L nicht regulär ist

Angenommen L ist regulär. Für eine Beliebiges m wähle ein $w \in L$ so das $w \geq m$ z.B.

$w = (a^m c^m)^5$

Betrachten wir eine Beliebige Zerlegung von w in xyz wobei $|xy| \leq m \wedge |y| > 0$. xy kann nur aus a bestehen, wir wählen ein i das $xy^i z$ nicht mehr der Gestalt $(a^n c^n)^5$ ist $i = 2$ ist dann $(a^{m+|y|} c^m)^5$ müsste aus L sein was nicht der Fall ist. Also ist L nicht regulär.

Ervin Cosic

② Sei $\Sigma = \{a, b\}$. Die Sprache L ist definiert als kleinste Menge für die gilt:

- $\varepsilon \in L$
- Für jedes Symbol $a \in \Sigma$ gilt $a \in L$
- Ist $a \in L$ und $w \in L$ so ist auch $awa \in L$

a) $L = \{a, b\}^+$ aabaabba

b) $\{S \to aS \mid bS \mid a \mid b \mid \varepsilon\} = P$

Ervin Cosic

24. 1. 2018

① Sei $L = \{a^n b^k c^m \mid k \geq 0, n > m\}$ Beweise mit Hilfe des Pumping Lemmas für reguläre Sprachen das, L nicht regulär ist.

Wir nehmen an das L regulär ist, und wählen ein m so das $|w| \geq m$.

$w = a^{m+1} c^m$

1. $|y| > 0$
2. $|xy| \leq m$
3. $xy^i z \; i \geq 0 \in L$

Betrachten wir eine beliebige Zerlegung von w in xyz wobei $|xy| \leq m$ $|y| > 0$; xy kann nur aus a Symbolen bestehen. Wir wählen ein $i \geq 0$ so das das Wort nicht mehr von der Form $a^{m+1} c^m$ ist. Für $i = 0$ ist $xy^0 z$ der Form $a^{m+1-1} c^m \to a^m c^m$ was nicht mehr in der Sprache L ist da $|a| = |c|$

② Sei $L_1 = \{a^n b^{2n} c^k \mid k, n \geq 0\}$ $L_2 = \{a^n b^k c^{2k} \mid k, n \geq 0\}$

a) Gebe eine kontextfreie Grammatik die L_1 erzeugt

$P = \{ S \to AC \mid \varepsilon$

$A \to aAbb \mid abb$

$C \to cC \mid \varepsilon \}$

$G_1 = (\{S, A, C\}, \{a, b, c\}, P, S)$

Ervin Cosic

b) CHOMSKY-SCHÜTZENBERGER FÜR $L_2 = \{\underline{a}^n \underline{b}^k \underline{c}^{2k} \mid k,n \geq 0\}$

$L = h(D_3 \cap R)$

$R = \{\underline{(}\}^* \{\underline{[}\,\underline{(}\,\underline{)}\}^*$

$h: \{\underline{(}, \underline{)}, \underline{[}, \underline{]}, \underline{<}, \underline{>}\} \to \{\underline{a}, \underline{b}, \underline{c}\}$

$h(\underline{(}) \Rightarrow \underline{a}$ $h(\underline{)} \Rightarrow \varepsilon$ $h(\underline{[}) \to \underline{b}$ $h(\underline{]}) \to \varepsilon$ $h(\underline{<}) = h(\underline{>}) \to \underline{c}$

c) GEBEN SIE $L_1 \cap L_2$

$L_1 = \{\underline{a}^n \underline{b}^{2n} \underline{c}^k \mid k,n \geq 0\}$ $L_2 = \{\underline{a}^n \underline{b}^k \underline{c}^{2k} \mid k,n \geq 0\}$

$L_1 \cap L_2 = \{\underline{a}^n \underline{b}^{2n} \underline{c}^{4n} \mid k = n \geq 0\}$

$G = \langle \{S, A, C\}, \{\underline{a}, \underline{b}, \underline{c}\}, P, S \rangle$

d) $L_3 = a^n b^{2n} c^n$

~~aabbbbcc~~

$S \to$ ~~abSbc~~

$\underline{a}A\underline{b}\underline{b}C\underline{c}$

$S \to \underline{a}A\underline{b}\underline{b}C\underline{c}$

$\underline{a}\underline{a}\underline{b}\underline{b}\underline{b}C\underline{c}$

$\underline{a}\underline{a}\underline{b}\underline{b}\underline{b}\underline{b}\underline{c}\underline{c}$

$A \to \underline{a}A\underline{b} \mid \underline{a}\underline{b} \mid \varepsilon$

$C \to \underline{b}C\underline{c} \mid \underline{b}\underline{c} \mid \varepsilon$

~~JA DA $L_1 \cap L_2$ KONTEXTREI IST DA ES VON DER KONTEXTREIEN GRAMATIK G ERZEUGT WERDEN KANN.~~

NEIN, DA ES KEINE TYP 1, 2, ODER 3 GRAMATIK GIBT DIE L_3 ERZEUGT

Ervin Cosic

3.) Es ist nicht entscheidbar ob die von einer TM akzeptierte Sprache L mindestens 2 Wörter enthält deren Länge gerade ist.

$P = \{L \mid w_1, w_2 \in L \wedge |w_1| = 2n \; |w_2| = 2k\}$

Da es hier um eine Nicht-Triviale Eigenschaft handelt, ist es nach Rice nicht entscheidbar.

$L_1 = \{a^{2n} \mid n \geq 1\}$ $L_2 = \{a^{2n+1}\}$

L_1 und L_2 sind beide rekursiv aufzählbar aber alle Wörter in L_1 sind gerader Länge und L_2 ungerade.

Ervin Cosic

23.1.2019 – 13

① Sei $L = \{u\$v\$u^r \mid u,v \in \{0,1\}^*, |u| = |v|\}$ beweise mittels Pumping Lemma das L nicht regulär ist.

Nehmen wir an das L regulär ist für ein beliebiges m wählen wir ein w so das $|w| \geq m$

$$w = 0^m\$1^m\$0^m$$

Betrachten wir eine beliebige zerlegung von w in xyz so das $|xy| \leq m$ und $|y| > 0$. Wir können sehen das xy nur das u von der ersten $ sein kann. Wir wählen ein i so das xy^iz nicht mehr die form ~~$0^m\$1^m$~~ z.B $i = 2$

$0^n\$1^m0^n$

dann müsste wäre L regulär $0^{m+n}\$1^m\$0^n$ als. L sein. Also das ist nicht der fall.

Ervin Cosic

② Sei $L_1 = \{\underline{0}^{4n}\,\underline{1}^{4n}\,\underline{0}^{2m}\,\underline{2}^{k} \mid n,m,k \geq 0\}$

$L_2 = \{\underline{0}^{2n}\,\underline{1}^{2m}\,\underline{0}^{4m} \mid n,m \geq 0\}$ $L_3 = \{\underline{0}^{4n}\,\underline{1}^{4n}\,\underline{0}^{8n} \mid n \geq 0\}$

a) CHOMSKY-SCHÜTZENBERGER FÜR L_1

$L_1 = h(D_3 \cap R)$

$R = \{(\underline{(}\underline{)})\}^* \{[\underline{[}\,\underline{]}]\}^* \{\underline{(}\underline{)}\}^* \{\underline{<}\}^*$

$h: \{\underline{(}, \underline{[}, \underline{]}, \underline{<}, \underline{>}\} \to \{\underline{0}, \underline{1}, \underline{2}\}$

$h(\underline{(}) = h(\underline{)}) \to 0$ $h(\underline{[}) = h(\underline{]}) \to 1$

$\cancel{h(\underline{(}) = h(\underline{)}) \to}$ $h(\underline{<}) \to 2$ $h(\underline{>}) \to \varepsilon$

b) $L_2 = \{\underline{0}^{2n}\,\underline{1}^{2m}\,0^{4m} \mid n,m \geq 0\}$

$P = \{S \to AB \mid \varepsilon$

$A \to \underline{00}A \mid \underline{00}$

$B \to \underline{11}B\,\underline{0000} \mid \underline{11}\,\underline{0000}\}$

$G = \langle\{S, A, B\}, \{\underline{0}, \underline{1}\}, P, S\rangle$

c) NEIN DA ES SICH HIER NICHT UM EINE TYP 1,2,3 GRAMM.

③ Es ist entscheidbar ob die von einer TM akzeptierte Sprache von einer kontextfreien Grammatik in Chomsky NF erzeugt wird.

Unentscheidbar nach Rice da die Eigenschaft nicht Trivial ist. Wir müssen eine Nicht. mit Sprache finden die von Grammatik in CNF erzeugt wird

$L_1 = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ $L_2 = \{a^n b^n c^n \mid n \geq 1\}$

L_2 ist kontextsensitiv;

Ervin Cosic

24.10.2017

7, 15, 31, 63

$m = 3$

~~① L = {~~

① ~~$L = \{ w \# w^r$~~

$L = \{ u \# v^r \mid u$ BINÄRDARSTELLUNG VON n UND v VON $n+1, n \geq 0 \}$

NEHMEN WIR AN DAS L REGULAR IST UND n EINE NUMER IST DEREN BINÄRDARSTELLUNG DIE LÄNGE m HAT BESTEHEN AUS DEN SYMBOL $\underline{1}$ WIR WÄHLEN EIN w SO DAS $|w| \geq m$

$$w = \underline{1}^m \# \underline{1}\underline{0}^{m-1}$$

BETRACHTEN WIR EINE BELIBIGE ZERLEGUNG DES w IN xyz SO DAS $|xy| \leq m$ UND $y \geq 0$. WIR SEHEN DAS $|xy|$ NUR AUS DEM SYMBOL $\underline{1}$ SEIN KANN VOR DEM $\#$. WIR WÄHLEN EIN $i \geq 0$ SO DAS xy^iz NICHT MEHR DIE FORM ~~$\underline{1}^m \# \underline{1}\underline{0}^{m-1}$~~ HAT $\underline{u} \# \underline{v}^r$, z.B. $i = 2$. DAN MÜSTE AUCH $xy^2z = \underline{1}^{m+|v|} \# \underline{1}\underline{0}^{m}$ WÄRE L REGULAR, AUS L SEIN, ABER WIR HABEN EIN WIEDERSPRUCH.

Ervin Cosic

② Die Sprachen L_1 und L_2 sind so gegeben dass L_2 wie auch $L_1 \cdot L_2$ und $L_2 \cdot L_1$ ~~kontextfrei~~ kontextfrei sind

a) Gebe L_2 so das L_1 auch kontextfrei sein muss

$$L_2 = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

b) Geben sie zwei Sprachen L_1 und L_2 so das L_1 nicht kontextfrei ist aber $L_1 \cdot L_2$ sehr wohl

c) Gegeben sie eine Sprache L_1 so an das gilt $(L_1^*)^* = L_1$

$$L_1 = \{a^n \mid n \geq 0\}$$

d) Ist das Wortproblem für L_2 entscheidbar?

Ja, da L_2 kontextfrei ist und das Wortproblem für kontextfreie Sprachen entscheidbar ist in $O(n^3)$

Jedes unentscheidbares Problem enthält eine entscheidbare Teilmenge.

Richtig, jede unentscheidbare Sprache enthält eine endliche Menge, endliche Mengen sind immer entscheidbar.

Ervin Cosic

③ b) Das Problem sei NP-hart. Stimmen die folgenden Aussagen?

a) Wenn P=NP dann kann A in polynomial Zeit gelöst werden.

Ja, da P in polynomialer Zeit lösbar ist

b) Sei $A \leq_p B$. Dann gilt wenn B NP-vollständig ist so ist auch A NP-vollständig.

Nein, es gilt das falls A NP-vollständig ist dann ist B NP-vollständig. B muss in NP sein damit das zutrifft, muss aber nicht. B kann sogar nicht rekursiv aufzählbar sein.

④ a) Ist $L \cup \bar{L}$ entscheidbar so sind auch L und $\bar{L}$ falsch, $L \cup \bar{L} = \Sigma^*$, also regulär und jedenfalls entscheidbar. Daraus kann man aber nicht auf L oder $\bar{L}$ schließen. L könnte das Halteproblem sein.

Sei $Q = \{L \mid L \in NP, L \notin P\}$ eine Eigenschaft einer rek. aufzählbaren Sprache L. Dann ist Q rekursiv wenn P=NP richtig. Nach Rice ist jede nicht triviale Eigenschaft unentscheidbar. Ist $P \neq NP$ so ist Q nicht trivial. Ist hingegen P=NP dann gibt es offensichtlich ein Entscheidungsalgorithmus. Antwort ist immer "nein".

Ervin Cosic

27.6.2016

① Beweise mittels Pumping-Lemma das $L = \{a^k b^{2n} \mid k,n \geq 0\}$ nicht regulär ist.

Wir nehmen an das L regulär ist. Sei nun m die Konstante aus dem Pumping Lemma und das gewählte Wort $w = a^m b^{2m}$

Nun zerlegen wir w in xyz so das $|xy| \leq m$ und $|y| > 0$. Wir sehen das y nur aus a's bestehen kann. Wir wählen ein $i \geq 0$ so das w nicht mehr die Form L hat z.B $i = 2$.

Wäre L regulär müsste $xy^2z \in L$ sein aber da $xy^2z = a^{m+|y|} b^{2m}$ ist das nicht der Fall. Wir haben somit einen Widerspruch und L ist nicht regulär.

② Sei $L = \{a^{2n}(bc)^n \mid n \geq 0\}$ beweise mittels Chomsky-Schützenberger das L kontextfrei ist.

$R = \{aa\}^* \{bc\}^*$

$L = h(D_1 \cap R)$

$h(1,1) \rightarrow \{a,b,c\}$

$h(1) \rightarrow aa \quad h(1) \rightarrow bc$

b) Ist L von einer DTM in Polynomieller Zeit entscheidbar?

Ja, da L kontextfrei ist $L_2 \in P$

③ Sei $G = (\{S\}, \{a,b,c\}, P, S)$ wobei

$P = \{S \to bacS \mid cab\} \cup \{xy \to yx \mid x,y \in \{a,b,c\}\}$

	JA	NEIN
REGULÄR		X
KONTEXTFREI		X
KONTEXSENSITIV	X	
UNBESCHRÄNKT	X	
MONOTON		

b) Geben Sie die von G erzeugte Sprache L(G) an.

$L = \{\{a,b,c\}^+ \mid |w|_a = |w|_b = |w|_c\}$

c)

	NEIN
REGULÄR	X
KONTEXTFREI	✓
KONTEXSENSITIV	✓
ENTSCHEIDBAR	✓
REKURSIV AUFZÄHLBAR	

④ Sei $A \leq_p B$ (wobei A und B in NP sein können)

Wenn A NP-vollständig ist ist auch B : Vielleicht

Damit das stimmt muss B in NP liegen aber B kann auch schwieriger sein z.B auch rek. aufzählbar

B ist in P und A ist NP-vollständig : Vielleicht

Möglich falls P=NP

B ist in P aber $\bar{A}$ nicht : Keinesfalls

P ist unter Komplement abgeschlossen

Ervin Cosic

(5) Das Komplement einer ~~rekursiv aufzählbaren~~ SP kontextreich Sprache ist rek. aufzählbar: Richtig

Kontextreie Sprachen sind eine echte Teilmenge von rekursiven Sprachen, deren Komplement rekursiv aufzählbar ist.

Die Eigenschaft $P = \{\}$ ist nach Rice unentscheidbar: Falsch

Die Eigenschaft $P = \{\}$ ist trivial und damit nach Rice entscheidbar.

Ist L regulär so ist jede Teilmenge regulär: Falsch

gegenbs. $\{\underline{a}^n \underline{b}^n \mid n \geq 0\} \subseteq \{\underline{a}, \underline{b}\}^*$

kontextfrei

regulär

Ervin Cosic

24.10.2017

① $L = \{u \# v^r \mid u$ IST BIN. DARSTELLUNG VON n, UND v VON $n+1, n>0\}$

WIR NEHMEN AN DAS L REGULÄR IST UND m DIE KONSTANTE AUS DEM PUMPING LEMA.

$$w = \underline{1}^m \# \underline{1}\underline{0}^m$$

BETRACHTEN WIR EINE BELIEBIGE ZERLEGUNG VON w AUF xyz SO DAS $|xy| \leq m$ UND $|y| > 0$. WIR SEHEN DAS xy NUR AUS $\underline{1}$'s BESTEHEN KANN. NUN WÄHLEN WIR EIN $i \geq 0$ SO DAS $xy^i z$ NICHT MEHR $\in L$ Z.B $i = 2$

$xy^2z = \underline{1}^{m+|y|} \# \underline{1}\underline{0}^m \notin L$. SOMIT HABEN WIR EIN WIDERSPRUCH UND L IST NICHT REGULÄR

② GEBEN SIE EINE SPRACHE L_2 SO DAS L_1 AUCH KONTEXTFREI SEIN MUSS (L_2 KONTEXTFREI, $L_1 \cdot L_2$ UND $L_2 \cdot L_1$ KONTEXTFREI)

b) GEBE L_1 UND L_2 SO DAS L_1 NICHT KONTEXTFREI IST ABER $L_1 \cdot L_2$ SEHR WOHL.

c) GEBEN SIE EINE SPRACHE FÜR DIE GILT: $(L_1^x)^x = L_1$

$$L = \{a^n \mid n \geq 0\}$$

d) IST DAS WORTPROBLEM FÜR L_2 ENTSCHEIDBAR, WIESO?

JA WEIL L_2 KONTEXTFREI IST, KONTEXTFREIE SPRACHEN SIND TEILMENGEN VON ENTSCHEIDBAREN SPRACHEN.

Ervin Cosic

③

s) Das Problem A sei NP hart. Sinnige Aussagen:

a) Wenn P=NP, dann kann A in polynomieller Zeit gelöst werden:

JA, da P Probleme in polynomieller Zeit lösen kann.

b) Sei $A \leq_p B$. Daraus gilt: Wenn B NP-vollständig, so ist auch A NP vollständig.

Nein, B muss in NP sein damit das zutrifft

B kann auch leicht negativ aufwändig und somit härter sein.

Ervin Cosic

④ Ist $L \cup \bar{L}$ entscheidbar so ist auch L und $\bar{L}$

Folgt, $L \cup \bar{L} = \Sigma^*$ ist regulär und somit entscheidbar, also L könnte z.B. das Halteproblem sein.

Sei ~~Φ eine~~ $Q = \{L \mid L \in NP, L \notin P\}$ eine Eigenschaft regulärer Aufzählungssprachen. Dann ist Q genau dann entscheidbar wenn $P = NP$.

Richtig, auch diese ist sehr nicht-triviale Eigenschaft entscheidbar, wäre $P = NP$ dann wäre die Eigenschaft Trivial und damit entscheidbar.

Jedes unentscheidbares Problem enthält eine entscheidbare Teilmenge.

Richtig, da es eine endliche Teilmenge enthält. Endliche Mengen sind regulär und damit immer entscheidbar.

Ervin Cosic

24.6.2013

① Sei $\Sigma = \{a,b\}$ und $G = \langle \{S\}, \{a,b\}, S \to aaS \mid a \in \{a,b\} \cup \{S \to \varepsilon\}, S \rangle$

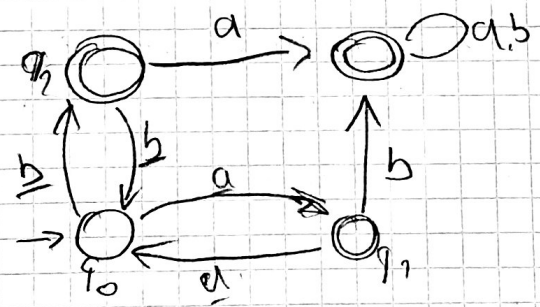
a) Ist G regulär, kontextfrei oder kontextsensitiv.

- Ist kontextfrei da alle Produktionen der Form $A \to b$ sind wobei $b \in (N \cup T)^*$.
- Wegen $S \to aaS$ nicht regulär
- Und wegen $S \to \varepsilon$ auch kontextsensitiv da S auf der rechten Seit vorkommt

b) Gebe die Sprache $L(G)$ an

$$L = (\{aa\}^* \{bb\}^*)^*$$

c) Gebe einen ~~DEA~~ ~~EA~~ DEA der $\bar{L}$ akzeptiert.



② Sei L über $\Sigma = \{a,b\}$ die kleinste Menge für die gilt:

- $b \in L$
- Ist $u, w \in L$ so ist auch $\underline{a} u w \in L$

a) Gebe einen ~~DEA~~ kontextfreie Grammatik für L

$$G = \langle \{S\}, \{S \to \underline{a}SS \mid b\}, S \rangle$$

b) Geben Sie eine Linksableitung von G an für $aababbbb$

$S \to aSS \Rightarrow aaSSS \to aabSS \Rightarrow aabaSSS \to$
$aababSSS \Rightarrow aababbSS \Rightarrow aababbbS \Rightarrow aababbbb$

④ Beweise oder widerlege das:
Es ist entscheidbar ob das Komplement von einer Turing Maschine akzeptierten Sprache das Leerwort enthält.
Unentscheidbar, nach Rice da nicht trivial

$\{a\}^+ \in P \quad \{a\}^* \notin P$

⑤ Zu jeder formalen Sprache gibt es eine unbeschränkte Grammatik die sie erzeugt.
Falsch, die Menge aller Sprachen ist überabzählbar aber, die Menge aller Grammatiken abzählbar.
Es gibt kein Homomorphismus h mit
$h(\{a^{3^n}(bc)^n \mid n \geq 0\}) = \{a^{2^n} b^{3^n} \mid n \geq 0\}$

$h(a) \to a^2 \quad h(b) \to b^3 \quad h(c) \to \varepsilon$

Es gibt NP harte Probleme die NP vollständig sind nichts genau jene die in NP sind

Ervin Cosic

24.1.2018

① $L = \{a^n b^k c^m \mid k \geq 0, n > m\}$ BEWEISE MIT PUMPING LEMA DAS NICHT REGULAR IST. WIR NEHMEN AN DAS L REGULAR IST UND m DIE KONSTANTE AUS PUMPING LEMA. WIR WÄHLEN EIN $|w| \geq m$

$$w = a^m c^{m-1}$$

BETRACHTEN WIR EINE BELIBIGE ZERLEGUNG VON w IN xyz SO DAS $|xy| \leq m$ UND $|y| > 0$

WIR SEHEN DAS xy NUR AUS SYMBOLEN a BESTEHEN KANN. WIR WÄHLEN EIN $i \geq 0$ SO DAS $xy^iz \notin L$

Z.B. $i = 0$ HABEN WIR EIN $a^{m-M} c^{M-1}$ WAS NICHT IN L IST.

SOMIT IST L NICHT REGULÄR

② SEI $L_1 = \{\underline{a}^n \underline{b}^{2n} \underline{c}^k \mid k, n \geq 0\}$ UND $L_2 = \{\underline{a}^n \underline{b}^k \underline{c}^{2k} \mid k, n \geq 0\}$

a) GEBE EINE KF GRAMATIK FÜR G_1 WELCHES L_1 ERZEUGT.

$G = \langle \{S, A, B\}, \{\underline{a}, \underline{b}, \underline{c}\}, P, S \rangle$

$P = \{S \to AB,\ A \to \underline{a}A\underline{b}\underline{b} \mid \underline{a}\underline{b}\underline{b},\ B \to \underline{c} \mid \varepsilon\}$

b) CHOMSKY-SCHÜTZENBERGER FÜR L_2

$L_2 = h(D_2 \cap R)$ $\qquad h(\underline{(}) \to a \quad h(\underline{)} \to \varepsilon$

$R = \{a\}^* \{bcc\}^*$ $\qquad h(\underline{[}) \to b \quad h(\underline{]}) \to cc$

$h\{\underline{(}, \underline{)}, \underline{[}, \underline{]}\} \to \{\underline{a}, \underline{b}, \underline{c}\}$

c) $L = L_1 \cap L_2 = ?$ $\qquad L = \{\underline{a}^n \underline{b}^{2n} \underline{c}^{4n} \mid n \geq 0\}$

d) IST DAS WORTPROBLEM FÜR L ENTSCHEIDBAR

JA, DA L KONTEXSENSITIV IST

③ Es ist nicht entscheidbar ob die von einer TM akzeptierte Sprache L mind. zwei Wörter derselben Länge enthält.
Unentscheidbar nach Rice, da nicht Trivial
z.B $\{a^{2n} \mid n \geq 1\} \in P$ $\{a^{n+1} \mid n \geq 1\} \notin P$

④ Jede Sprache über $\Sigma = \{1\}$ ist entscheidbar
Nein, da es überabzählbare viele Sprachen mit dem Alphabet $\Sigma = \{1\}$ gibt jedoch ist die Menge der entscheidbaren Sprachen endlich.
Es gibt ja nur abzählbar (unendlich) viele TMs.
Dementsprechend gibt es Sprachen über Σ die unentscheidbar sind.

~~X~~ Jede Sprache der komplexität endlich ist ist in P.

⑤ Sei $Q = \{L \mid L \in NP, L \notin P\}$ dann ist Q genau dann entscheidbar wenn $P = NP$
Ja, nach Rice ist jede triviale Eigenschaft ~~nicht~~ entscheidbar.
Wäre $P = NP$ dann ist Q trivial.

Ervin Cosic

23.6.2014

(3) Es ist nicht entscheidbar ob die von einer Kellerautomate akzeptierte Sprache von einer Kellerautomate akzeptiert wird

Unentscheidbar nach Rice da nicht Trivial ist.

$P = \{L \mid L \text{ ist kontextfrei}\}$

$\{a^n b^n \mid n \geq 0\} \in P \cdot \{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\} \notin P$

23.1.2019

① $L = \{ u \$ v \$ w^r \mid u,v \in \{0,1\}^*, |u| = |v| \}$

ANNAHME L IST REGULÄR, n PUMPINGLÄNGE

$|w| \geq n$

$w = 1^n \$ 0^n \$ 1^n$

$|xy| \leq n$ xy KANN NUR AUS 1 BESTEHEN

$|y| > 0$ DAHER WÄHLEN WIR EIN 1 SO DASS $xy^2z \notin L$

z.B. $i=2$ $xy^2z = 1^{n+|y|} \$ 0^n \$ 1^n \notin L$

DAHER NICHT REGULÄR.

② $L_1 = \{ 0^n 1^n 0^m 2^k \mid n,m,k \geq 0 \}$ $L_2 = \{ 0^n 1^m 0^n \mid n,m \geq 0 \}$

a) CHOMSKY-SCHÜTZENBERGER FÜR L_1

$L_1 = h(D_3 \cap R)$

$R = \{0\}^* \{1\}^* \{0\}^* \{2\}^*$

$h: \{0,1,\langle 1, \langle 2, \rangle 1, \rangle 2\} \to \{0,1,2\}$

$h(0) \to 0^1$ $h(1) \to 1^1$ $h(\rangle 1) = h(\rangle 2) \to 0$ $h(\langle 2) \to 2$

$h(\langle 1) \to \varepsilon$

b) KONTEXTFREIE GRAMATIK FÜR $L_2 = \{ 0^n 1^m 0^n \mid n,m \geq 0 \}$

$G = (\{S,A,B\}, \{0,1\}, P, S)$

$P = \{ S \to AB \mid \varepsilon,\ A \to 00 \mid 0A0,\ B \to 11000 \mid 11B000 \mid \varepsilon$

$A \to \varepsilon \}$

c) IST $L_1 \cap L_2$ ENTSCHEIDBAR

$L_1 \cap L_2 = \{ 0^{4n} 1^{4n} 0^{8n} \mid n \geq 0 \}$

ENTSCHEIDBAR DA KONTEXTSENSITIV IST

Ervin Cosic

(3.) ES IST ENTSCHEIDBAR OB DIE VON EINER TM AKZEPTIERTE SPRACHE VON EINE KF GRAMATIK IN CHOMSKY NF ERZEUGT WIR. $\Sigma = \{\underline{0}\}$

UNENTSCHEIDBAR NACH RICE DA NICHT TRIVIAL

$P = \{ L \mid L \text{ IST KONTEXTFREI} \}$

$\{\underline{0}^n \mid n \geq 0\} \in P \qquad \{\underline{0}^{2^n} \mid n \geq 0\} \notin P$

IST L IN EXPONENZIEL BESCHRÄNKTER ZEIT VON EINER DET. TM ENSCHEIDBAR SO GILT DAS AUCH FÜR JEDE TEILMENGE VON L?

FÜR JEDE REKURSIV AUFZÄHLBARE SPRACHE L GILT $L \cup \bar{L}$ IST ENTSCHEIDBAR. RICHTIG DA $L \cup \bar{L} = \Sigma^*$ IST REGLAR UND DAMIT IMMER ENTSCHEIDBAR