הכרעה

אומרים המכונה מכריעה שפה אם היא אומרת כן כשהקלט שייך לשפה, ולא כשהקלט לא שייך לשפה

זיהוי

אומרים שהמכונה מזהה שפה אם היא אומרן כן אם ורק אם הקלט שייך לשפה.

אם הקלט לא שייך לשפה, מובטח לנו שהיא לא תגיד כן, והיא יכולה להגיד לא או לא לעצור.

זה לא נכון להגיד שאם הקלט לא שייך לשפה לא ידוע מה היא תגיד, כי ידוע לנו שהיא לא תגיד כן.

הגדרה

תהי $f : \Sigma^* \to \Sigma^*$ פונ' שלמה[1]. נאמר שמ"ט M מחשבת את הפונק' אם כאשר מריצים את M על $w \in \Sigma^*$ כלשהו, M עוצרת(מאשרת) ומותירה על הסרט את המחרוזת $f(w)$(בלבד)

נאמר שפונקציה f היא חישובית אם **קיימת** מכונת טיורינג M שמחשבת אותה.

תרגיל

תאר מ"ט המחשבת את הפונ' $f(w) = w^R$ מעל $\Sigma = \{a, b\}$(כאשר w^R זה w כתובה מהסוף להתחלה - למשל $(abaa)^R = aaba$).

פתרון

נשתמש במודל B, ונעתיק את המילה לצד השמאלי של הסרט:

מצב	אות	מצב חדש	פעולה
q_0	_	q_{acc}	_
q_0	a/b	q_1	R
q_1	_	q_c	L
q_1	*	q_1	R
q_1	a	q_2	*
q_1	b	q_3	$*$
q_2	$a/b/*$	q_2	L
q_2	_	q_4	a
q_3	$a/b/*$	q_4	L
q_3	_	q_4	b
q_4	a/b	q_1	R
[2]q_4	*	q_1	R
q_c	*	q_c	_
q_c	_	q_c	L
q_c	a/b	q_{acc}	R

[1] לכל $w \in \Sigma^*$ יש $f(w)$

מודל חדש - מודל B'

נגדיר את המודל B' של מ"ט באופן דומה למודל B, אלא שפונ' המעברים תהיה מהצורה $\delta : (Q \setminus \{q_{acc}, q_{rej}\}) \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{R, L, \underbrace{S}_{\substack{stay\\put}}\}$

בניגוד למודל B', שם אפשר לכתוב או לזוז, כאן גם כותבים וגם זזים.

הוכיחו שהמודלים שקולים

להוכיח שB' לא חלש מB זה קל. נוכיח כי המודל B לא חלש מB'.

בהנתן מכונת טיורניג M' במודל B' נרצה לתאר מ"ט M שקולה במודל B. רוב רכיבי השביעיה של M' יהיו זהים לאלו של M. קבוצת המצבים תהיה $Q = Q' \cup \{q^R, q^L | q \in Q'\}$.

בנוסף נחליף את המעברים:

$$(q_i, a) \to (q_j, b, S) \Rightarrow (q_i, a) \to (q_j, b)$$

$$(q_i, a) \to (q_j, b, R) \Rightarrow (q_i, a) \to \left(q_j^R, b\right)$$

$$(q_i, a) \to (q_j, b, L) \Rightarrow (q_i, a) \to \left(q_j^L, b\right)$$

בנוסף נוסיף מעברים חדשים $\forall q \in Q' \forall c \in \Gamma'$:

$$\left(q^R, c\right) \to (q, R)$$

$$\left(q^L, c\right) \to (q, L)$$