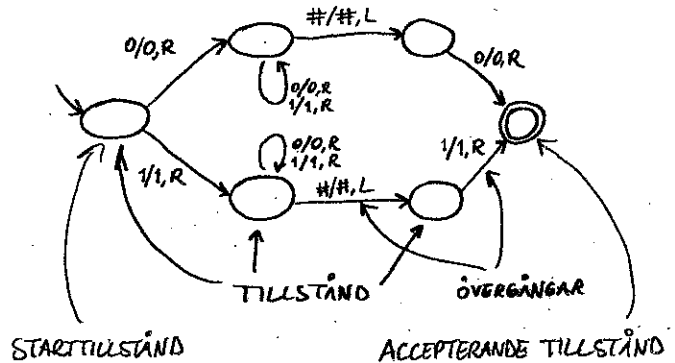


FÖRELÄSNING I ADK

- TURINGMASKINER
- CHURCHS TES
- FORMELLA DEFINITIONER
 - SPRÅK
 - P, NP
 - REDUKTION

TURINGMASKIN

EXEMPEL: Kolla om den binära strängen på bandet (inmatningen) börjar och slutar med samma siffra



$\xrightarrow{a/b, L}$

BETYDER: OM LÄSHUVUDET LÄSER a, FÖLJ ÖVERGÅNGEN, SKRIV b OCH FLYTTA HUVUDET ETT STEG TILL VÄNSTER

$\xrightarrow{a/b, R}$

SAMMA SAK, MEN FLYTTA HUVUDET ETT STEG TILL HÖGER ISTÄLLET

REGLER FÖR TURINGMASKIN

- AUTOMATEN BÖRJAR ALLTID I STARTTILLSTÄNDET
- DÅ STÅR LÄS/SKRIVHUVUDET PÅ FÖRSTA SYMBOLEN I INDATA. INDATA OMGES AV BLANKA (TECKNAS #)
- OM TURINGMASKINEN ÄR DETERMINISTISK FÅR DET INTE FINNAS FLERA ÖVERGÅNGAR MED SAMMA LÄSSYMBOL FRÅN SAMMA TILLSTÄND.
- OM TURINGMASKINEN HAMNAR I ETT ACCEPTERANDE TILLSTÄND AVBRYTS BERÄKNINGEN OCH JA RETURNERAS.
- OM TURINGMASKINEN HAMNAR I ETT LÄGE DÄR INGEN MATCHANDE ÖVERGÅNG FINNS SÅ AVBRYTS BERÄKNINGEN OCH NEJ RETURNERAS.

ÖVERGÅNGAR:

$\xrightarrow{a/b, L}$

BETYDER: OM LÄSHUVUDET LÄSER a, SKRIV b OCH FLYTTA HUVUDET ETT STEG ÅT VÄNSTER.

L - ETT STEG ÅT VÄNSTER

R - ETT STEG ÅT HÖGER

S - FLYTTA INTE HUVUDET

CHURCHS TES

VARJE ALGORITMISKT PROBLEM SOM KAN LÖSAS MED NÅGOT PROGRAM SKRIVET I NÅGOT SPRÅK KÖRT PÅ NÅGON DATOR KAN OCKSÅ LÖSAS MED EN TURINGMASKIN.

FÖLJDSATS:

BERÄKNINGSBARHET ÄR ROBUST

FÖR BEVIS AV ÖVRE GRÄNSER:

ANVÄND KRAFTFULLT PROGRAMSPRÅK

FÖR BEVIS AV UNDER GRÄNSER:

ANVÄND TURINGMASKINEN

DEFINITIONER AV P OCH NP

$P = \{Q: \exists \text{ EN TM SOM KÄNNER IGEN } Q \text{ I POL. TID}\}$

EN TURINGMASKIN A VERIFIERAR INSTANSEN x TILL PROBLEMET Q OM DET FINNS EN "LÖSNING" y SÅ ATT
 $A(x,y) = 1 \Leftrightarrow x \in Q$

SPRÅKET Q SOM VERIFIERAS AV TURINGMASKINEN A ÄR
 $Q = \{x \in \{0,1\}^*: \exists y \in \{0,1\}^*: A(x,y) = 1\}$

$NP = \{Q: \exists \text{ EN TM SOM VERIFIERAR } Q \text{ I POLYNOMISK TID}\}$

ALTERNATIV DEFINITION AV NP MED NDTM

EN NDTM (ICKEDETERMINISTISK TURINGMASKIN) KÄNNER IGEN SPRÅKET Q I POLYNOMISK TID OM

$\{x \in Q \Rightarrow \exists \text{ KEDJA AV ÖVERGÅNGAR AV POL. LÄNGD SOM ACCEPTERAR } x\}$
 $\{x \notin Q \Rightarrow \nexists \text{ KEDJA AV ÖVERGÅNGAR SOM ACCEPTERAR } x\}$

$NP = \{Q: \exists \text{ EN NDTM SOM KÄNNER IGEN } Q \text{ I POL. TID}\}$

DEFINITIONERNA AV NP ÄR EKVIVALENTA!

SPRÅK OCH BESLUTSPROBLEM

ETT FORMELLT SPRÅK ÄR EN MÄNGD STRÄNGAR

EXEMPEL:

$\{xy, yxx, xyzy, zxy\}$

$\{2, 3, 5, 7, 11, 13, 17, 19, 23, 29, \dots\}$

$\{\text{SYNTAKTISKT KORREKTA C-PROGRAM}\}$

$\{\text{SATISFIERBARA BOOLESKA FORMLER}\}$

OLIKA SÄTT ATT BESKRIVA SPRÅK:

- RÄKNA UPP STRÄNGARNA I SPRÅKET
- EN GRAMMATIK - REGLER SOM DEFINIERAR SPRÅKET
- EN ALGORITM SOM KÄNNER IGEN STRÄNGARNA I SPRÅKET, DVS $A(x) = 1$ OM x TILLHÖR SPRÅKET

VARJE BESLUTSPROBLEM MOTSVARAR ETT SPRÅK!

NÄMLIGEN SPRÅKET SOM BESTÅR AV ALLA JA-INSTANSER.

TURING- OCH KARPREDUKTIONER

EN TURINGREDUKTION AV PROBLEMET P TILL PROBLEMET Q ÄR EN ALGORITM FÖR P SOM ANROPAR EN ALGORITM FÖR Q EN ELLER FLERA GÅNGER.

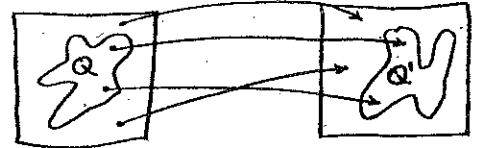
```
P(x) =
⋮
(HÄR ANROPAS ALGORITM FÖR Q)
⋮
RETURN y
```

EN KARPREDUKTION AV P TILL Q ÄR DET SPECIALFALL AV TURINGREDUKTION DÄR P OCH Q ÄR BESLUTSPROBLEM, DÄR ALGORITMEN FÖR Q BARA ANROPAS EN GÅNG, OCH DÄR RESULTATET FRÅN DEN ALGORITMEN DIREKT RETURNERAS

```
P(x) =
KONSTRUERA EN PROBLEM-
INSTANS y TILL Q
RETURN Q(y)
```

POLYNOMISK REDUKTION

Q KAN REDUCERAS TILL Q' OM VARJE INSTANS x AV Q KAN OMFORMAS TILL EN INSTANS x' AV Q' SÅ ATT $x \in Q \Leftrightarrow x' \in Q'$



OM REDUKTIONEN KAN GÖRAS I POLYNOMISK TID SKRIVER VI $Q \leq_p Q'$ EFTERSOM Q INTE KAN VARA SVÄRARE ATT LÖSA ÄN Q'.

OM $Q \leq_p Q'$ SÅ GÄLLER

$$Q' \in P \Rightarrow Q \in P$$

(OM Q' ÄR LÄTT SÅ ÄR Q OCKSÅ LÄTT)

$$Q \notin P \Rightarrow Q' \notin P$$

(OM Q ÄR SVÄRT SÅ ÄR Q' OCKSÅ SVÄRT)

DENNA TYP AV REDUKTION KALLAS KARP-REDUKTION.