

Syntaks og semantik

Lektion 8

6 marts 2008

Pumpelemmaet

Udsagnslogik

Prædikatalogik

Beviser

Indirekte beviser

Pumpelemmaet

Eksempler

Pumpelemmaet og dets anvendelser

- 1 Pumpelemmaet for kontekstfrie sprog
- 2 Udsagnslogik
- 3 Prædikatalogik
- 4 Beviser
- 5 Et par indirekte beviser
- 6 Pumpelemmaet og dets anvendelse
- 7 Eksempler

Sætning 2.34: Hvis A er et kontekstfrit sprog, så findes der et (naturligt) tal p således at ethvert ord $s \in A$ der har længde mindst p kan opsplittes i fem stykker, $s = uvxyz$, med

- $|vy| > 0$ og $|vxy| \leq p$,
- og således at ordene $uv^i xy^i z \in A$ for alle $i \in \mathbb{N}_0$.

Bevis (oversigt):

- 1 Lad G være en CFG der genererer A , med $n = |V|$ variable.
- 2 Vælg p således at der gælder for enhver streng $s \in A$ med $|s| \geq p$, at ethvert parsetræ for s har **højde mindst $n + 1$** .
- 3 Tag en streng $s \in A$ med $|s| \geq p$, og tag et af dens laveste parsetræer. Dette træ indeholder en sti med mindst $n + 2$ punkter.
- 4 Der er $n + 1$ variable på den sti, så en af dem må forekomme to gange. **En løkke.**
- 5 Skriv $s = uvxyz$, hvor x derivatives af den sidste forekomst af den dobbelte variabel, og vxy af den næstsidste.
- 6 Erstat den dobbelte variabels del-parsetræer med hinanden (rekursivt) for at få parsetræer for alle $uv^i xy^i z$. **Voilà.**

3 / 16

Udsagnslogik beskæftiger sig med logiske udsagn som kan være enten sande eller falske.

- **Månen er en grøn ost.**
- **Enhver CFG kan konverteres til en PDA.**

Givet udsagn p , q , etc. kan vi danne **kombinerede udsagn**:

$\neg p$: **Negationen** af p . Sandt hvis p er falsk, falsk hvis p er sandt.

$p \wedge q$: **Konjunktionen** af p og q . Sandt hvis p og q begge er sande.

$p \vee q$: **Alternativet** mellem p og q . Sandt hvis p eller q (eller begge) er sandt.

$p \Rightarrow q$: **Implikationen** fra p til q . Sandt hvis p er falsk eller q er sandt.

Vigtige sætninger:

- $\neg(p \wedge q) = \neg p \vee \neg q$ $\neg(p \vee q) = \neg p \wedge \neg q$ (De Morgans love)
- $p \Rightarrow q = \neg p \vee q$ (direkte fra definitionen)
- $p \Rightarrow q = \neg q \Rightarrow \neg p$ (Kontraposition)

4 / 16

Prædikatalogik beskæftiger sig med udsagn der er **kvalificerede** med **kvantorer**:

$\forall x : p(x)$: **For alle** x gælder udsagnet $p(x)$.

$\exists x : p(x)$: **Der findes** et x for hvilket udsagnet $p(x)$ er sandt.

Eksempler:

- $\forall x \in \mathbb{Z} : x^2 \geq 0$ **For alle heltal x er $x^2 \geq 0$. Sandt.**
- $\forall x \in \mathbb{Z} : \exists y \in \mathbb{Z} : x + y = 0$ **For alle heltal x findes der et heltal y for hvilket $x + y = 0$. Sandt.**
- $\forall x \in \mathbb{N} : \exists y \in \mathbb{N} : x + y = 0$ **For alle naturlige tal x findes der et naturligt tal y for hvilket $x + y = 0$. Falsk.**
- $\text{PRIM}(p) = \forall i \in \mathbb{N} : ((i > 1 \wedge i < p) \Rightarrow p \bmod i \neq 0)$
 p er et primtal.
- $\forall x \in \mathbb{N} : \exists p \in \mathbb{N} : (p > x \wedge \text{PRIM}(p))$
Der findes uendeligt mange primtal. Sandt.

Negation af kvantorer:

- $\neg(\forall x : p(x)) = \exists x : \neg p(x)$
- $\neg(\exists x : p(x)) = \forall x : \neg p(x)$

5 / 16

Konstruktivt bevis: At vise en sætning ved at konstruere det der påstås.

- **Der findes en algoritme der konverterer NFAs til DFAs**
Bevis ved at opskrive algoritmen
- **Ethvert kontekstfrit sprog kan genkendes af en PDA**
Bevis ved at opskrive en algoritme der konverterer CFGs til PDAs

Direkte bevis: At vise konklusionen som en logisk konsekvens af forudsætningerne og generelle sandheder.

- Alle konstruktive beviser er direkte.
- De fleste direkte beviser er konstruktive.

6 / 16

Indirekte bevis: At vise en påstand ved at antage at den er forkert.

- ved **kontraposition**: At bevise $p \Rightarrow q$ ved at give et bevis for $\neg q \Rightarrow \neg p$.
- ved **modstrid**: At bevise p ved at antage at p er forkert og komme frem til en **logisk modstrid**.
- at bevise $p \Rightarrow q$ ved modstrid:
 - Antag $\neg(p \Rightarrow q)$.
 - Bemærk at $\neg(p \Rightarrow q) = \neg(\neg p \vee q) = p \wedge \neg q$.
 - Dvs. vi antager at forudsætningen p holder, men at konklusionen q er falsk. Specielt kan p indgå som argument i beviset.
- Det kan være svært at kende forskel på kontrapositions- og modstridsbeviser.
- **Alle indirekte beviser er ikke-konstruktive.**

7/16

Sætning: $\sqrt{2}$ er et irrationelt tal.

Bevis:

- 1 Antag at $\sqrt{2}$ er et *rationelt* tal.
- 2 Så må det kunne skrives som en brøk: $\sqrt{2} = \frac{a}{b}$, for to positive heltal a og b .
- 3 Lad brøken være *reduceret*, dvs. specielt er ikke både a og b lige tal.
- 4 $\frac{a}{b} = \sqrt{2}$ medfører at $2b^2 = a^2$.
- 5 Hvis a er ulige, er a^2 også ulige, **modstrid** til (4).
- 6 Dvs. a må være et lige tal, og med (3) må b så være ulige.
- 7 Skriv $a = 2c$. Så er $2b^2 = a^2 = 4c^2$, dvs. $b^2 = 2c^2$.
- 8 Men b er ulige, så det er b^2 også, **modstrid** til (7).
- 9 Antagelsen om at $\sqrt{2}$ var et rationelt tal ledte frem til et modstrid, så den må være forkert. Konklusion: $\sqrt{2}$ er et irrationelt tal.

8/16

Sætning: Der findes uendeligt mange primtal.

Bevis:

- 1 *Antag* at der kun findes endeligt mange primtal. Kald dem p_1, p_2, \dots, p_k .
- 2 Lad $N = p_1 p_2 \dots p_k + 1$.
- 3 N er større end ethvert af primtallene, så det kan ikke være et primtal selv.
- 4 Dvs. der er et primtal der går op i N . Kald det p_i .
- 5 Men $N - 1 = p_1 p_2 \dots p_k$, så p_i går også op i $N - 1$.
- 6 Derfor går p_i op i $N - (N - 1) = 1$, **modstrid**.
- 7 Antagelsen om at der kun findes endeligt mange primtal ledte frem til et modstrid, så den må være forkert. Konklusion: Der findes uendeligt mange primtal.

9/16

Sætning: Der findes ikke nogen generel algoritme der kan afgøre om et program går i uendelig løkke.

Præcisering: Følgende algoritme HALT findes ikke:

- 1 HALT (algoritme P , streng s) :
- 2 hvis algoritmen P , givet s som input, standser, output "FINT"
- 3 ellers (hvis P med input s går i uendelig løkke) output "HOVSA"

Med andre ord: **Standseproblemet er uafgørbart.**

Flere andre ord: Generel softwareverifikation er umulig.

Og en masse andre dårlige nyheder som konsekvens.

(Meget mere om det på næste semester!)

Sætning: Følgende algoritme HALT findes ikke:

- 1 HALT (algoritme P , streng s) :
- 2 hvis algoritmen P , givet s som input, standser, output "FINT"
- 3 ellers (hvis P med input s går i uendelig løkke) output "HOVSA"

Bevis:

- 1 **Antag** at HALT findes.
- 2 Definér følgende nye algoritme:
 - 1 HEST (algoritme P) :
 - 2 hvis HALT (P , P) = "HOVSA!", output SANDT
 - 3 ellers gå i uendelig løkke
- 3 Hvis HEST (HEST) går i uendelig løkke, må HALT (HEST, HEST) være "FINT", dvs. HEST standser givet input HEST.

Modstrid!

- 4 Hvis HEST (HEST) standser, må HALT (HEST, HEST) være "HOVSA", dvs. HEST går i uendelig løkke givet input HEST.

Modstrid!

11 / 16

Pumpelemma: Hvis A er et kontekstfrit sprog, så findes der et (naturligt) tal p således at ethvert ord $s \in A$ der har længde mindst p kan opsplittes i fem stykker, $s = uvxyz$, med

- $|vy| > 0$ og $|vxy| \leq p$,
- og således at ordene $uv^i xy^i z \in A$ for alle $i \in \mathbb{N}_0$.

Indfør **pumpe-egenskaben** $PE(s, A)$:

$$PE(s, A) := \exists u, v, x, y, z : (s = uvxyz \wedge |vy| > 0 \wedge |vxy| \leq p \wedge \forall i \in \mathbb{N}_0 : uv^i xy^i z \in A)$$

Så er pumpelemmaet:

$$A \in \text{CFL} \Rightarrow (\exists p \in \mathbb{N} : \forall s \in A : (|s| \geq p \Rightarrow PE(s, A)))$$

Pumpe-egenskaben $PE(s, A)$: der findes en opsplitning $s = uvxyz$ således at

- $|vy| > 0$ og $|vxy| \leq p$,
- og således at ordene $uv^i xy^i z \in A$ for alle $i \in \mathbb{N}_0$.

$$PE(s, A) = \exists u, v, x, y, z : (s = uvxyz \wedge |vy| > 0 \wedge |vxy| \leq p \wedge \forall i \in \mathbb{N}_0 : uv^i xy^i z \in A)$$

Pumpelemmaet: Hvis A er et kontekstfrit sprog, så findes der et (naturligt) tal p således at ethvert ord $s \in A$ der har længde mindst p opfylder $PE(s, A)$.

At anvende pumpelemmaet:

- 1 Givet et konkret sprog A , vis at A **ikke** er kontekstfrit:
- 2 **Antag** at A er kontekstfrit, så holder pumpelemmaet for A .
- 3 Dvs. vi har en (ukonkret) pumpelængde p således at $\forall s \in A : (|s| \geq p \Rightarrow PE(s, A))$.
- 4 Demonstrér ved eksempel at der findes et $s \in A$ med $|s| \geq p$ og $\neg PE(s, A)$. **Modstrid** til (3)!

13/16

$$PE(s, A) = \exists u, v, x, y, z : (s = uvxyz \wedge |vy| > 0 \wedge |vxy| \leq p \wedge \forall i \in \mathbb{N}_0 : uv^i xy^i z \in A)$$

- 1 Givet et konkret sprog A , vis at A **ikke** er kontekstfrit:
- 2 **Antag** at A er kontekstfrit, så holder pumpelemmaet for A .
- 3 Dvs. vi har en (ukonkret) pumpelængde p således at $\forall s \in A : (|s| \geq p \Rightarrow PE(s, A))$.
- 4 Demonstrér ved eksempel at der findes et $s \in A$ med $|s| \geq p$ og $\neg PE(s, A)$. **Modstrid** til (3)!

$$\neg PE(s, A) = \forall u, v, x, y, z : ((s = uvxyz \wedge |vy| > 0 \wedge |vxy| \leq p) \Rightarrow \exists i \in \mathbb{N}_0 : uv^i xy^i z \notin A)$$

14/16

Eksempel 2.36: Sproget $B = \{a^n b^n c^n \mid n \in \mathbb{N}_0\}$ er ikke kontekstfrit:

Bevis:

- 1 **Antag** at B er kontekstfrit, og lad p være dets pumpelængde.
- 2 Lad $s = a^p b^p c^p$. *(Et smart valg!)* Vi har $|s| \geq p$.
- 3 Lad $s = uvxyz$ være den opsplittning af s som pumpelemmaet garanterer. *(Vi ved den findes. Vi ved ikke hvordan den ser ud!)*
- 4 Hvis v og y hver kun indeholder én slags af symbolerne a , b og c , er der et af symbolerne der ikke er med i v eller y . Strengen uv^2xy^2z indeholder så for få symboler af denne slags og er derfor ikke indeholdt i B , **modstrid!**
- 5 Hvis v eller y indeholder mere end én slags symboler, optræder de i uv^2xy^2z i forkert rækkefølge $\Rightarrow uv^2xy^2z \notin B$, **modstrid!**
- 6 Ligegyldigt hvad får vi en modstrid. \Rightarrow antagelsen forkert $\Rightarrow B$ er ikke kontekstfrit.

15/16

Eksempel 2.38: Sproget $D = \{ww \mid w \in \{0, 1\}^*\}$ er ikke kontekstfrit:

Bevis:

- 1 **Antag** at D er kontekstfrit, og lad p være dets pumpelængde.
- 2 Lad $s = 0^p 1^p 0^p 1^p$. Vi har $|s| \geq p$. Lad $s = uvxyz$ være den opsplittning af s som pumpelemmaet garanterer.
- 3 Hvis strengen vxy er en del af det **første** $0^p 1^p$ i s , starter anden halvdel af uv^2xy^2z med et 1. Men første halvdel starter stadig med 0, så $uv^2xy^2z \notin D$, **modstrid!**
- 4 Hvis strengen vxy er en del af det **andet** $0^p 1^p$ i s , slutter første halvdel af uv^2xy^2z med et 0, men anden halvdel slutter med 1, så $uv^2xy^2z \notin D$, **modstrid!**
- 5 Så strengen vxy må indeholde midten af s , dvs. vxy er en del af det midterste $1^p 0^p$. Men $|vy| > 0$, så $|x| < |vxy|$, dvs. $uv^0xy^0z = 0^p 1^i 0^j 1^p$ med $i < p$ eller $j < p$, så $uv^0xy^0z \notin D$, **modstrid!**

16/16