

Kapitel L:II

II. Aussagenlogik

- Syntax der Aussagenlogik
- Semantik der Aussagenlogik
- Eigenschaften des Folgerungsbegriffs
- Äquivalenz

- Formeltransformation
- Normalformen

- Bedeutung der Folgerung
- Erfüllbarkeitsalgorithmen
- Semantische Bäume
- Weiterentwicklung semantischer Bäume

- Syntaktische Schlussfolgerungsverfahren
- Erfüllbarkeitsprobleme

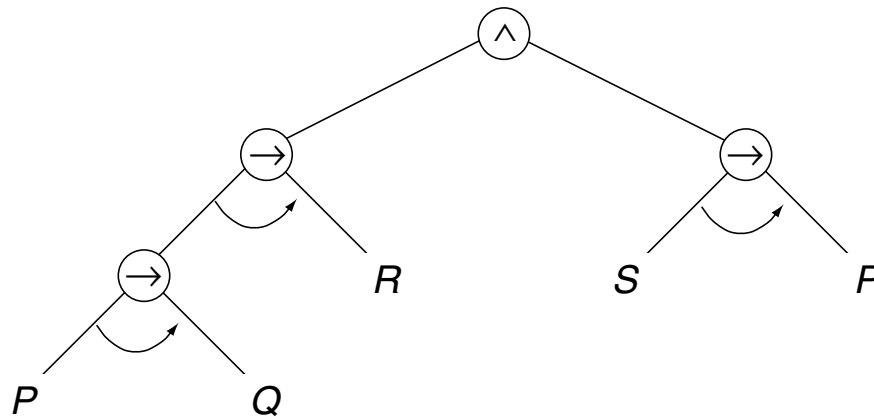
Formeltransformation

Jede Formel kann als Datenstruktur in der Form eines Baumes interpretiert werden:

- Junktoren entsprechen den inneren Knoten
- Atome entsprechen den Blättern
- (Teil-)Formeln entsprechen (Teil-)Bäumen
- Bei nicht-assoziativen Junktoren ist die Reihenfolge der Nachfolger eines Knotens zu beachten.

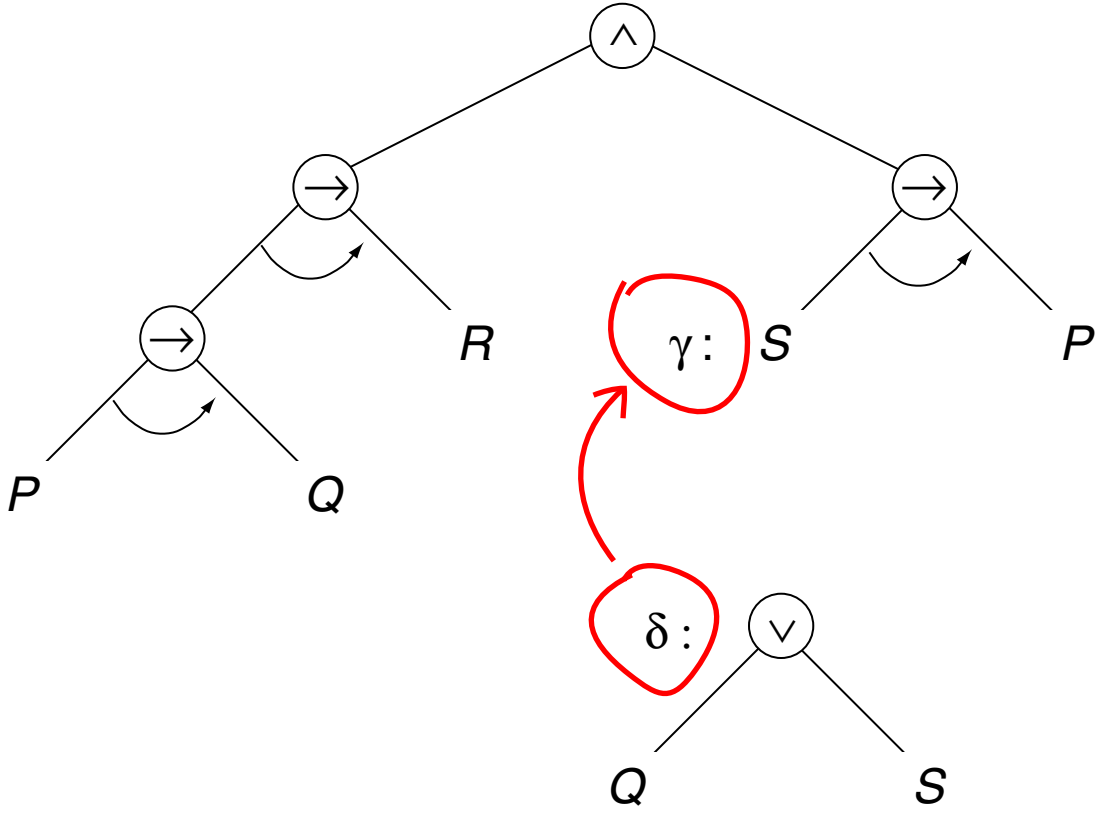
Beispiel:

$$\alpha = ((P \rightarrow Q) \rightarrow R) \wedge (S \rightarrow P)$$



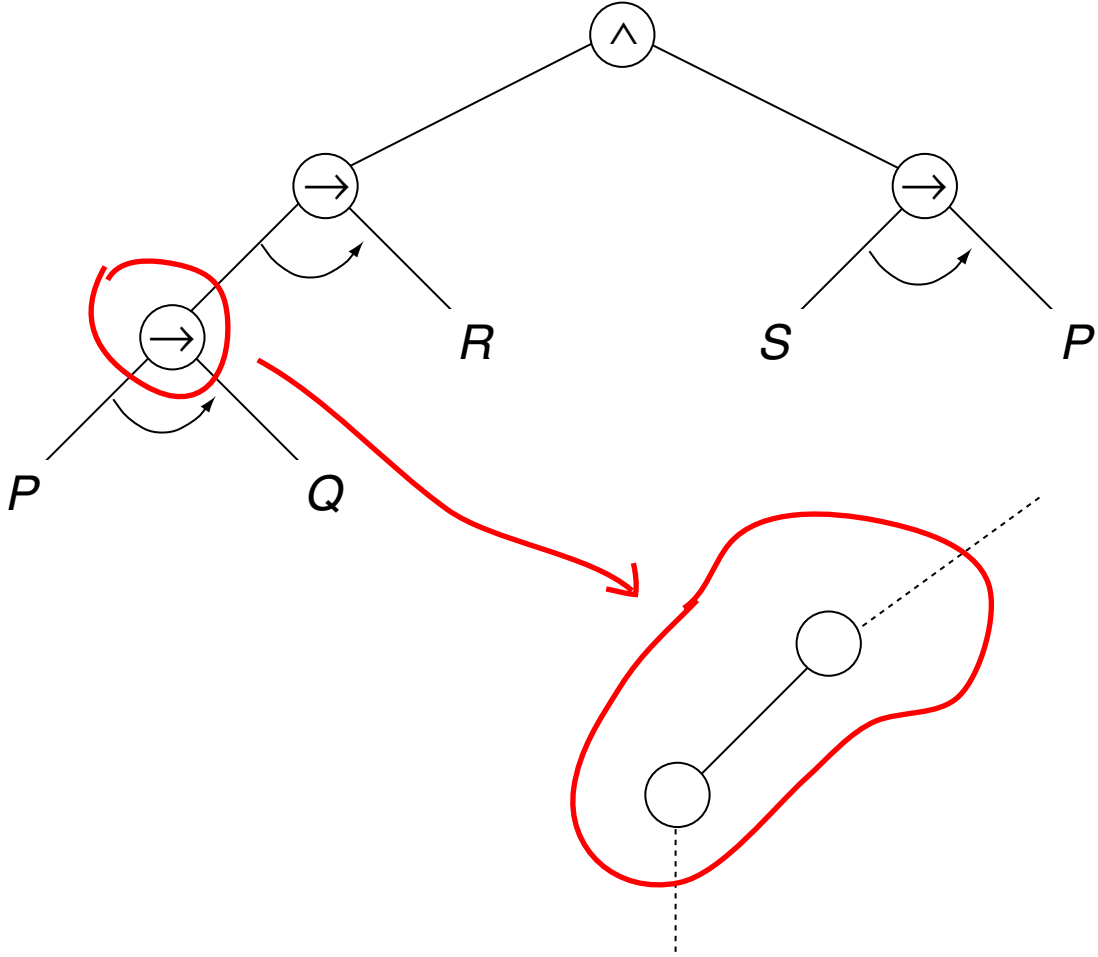
Formeltransformation

Die Ersetzung eines Vorkommens von γ in α durch δ entspricht der Ersetzung eines Blattes (oder Teilbaums) durch einen anderen Baum.



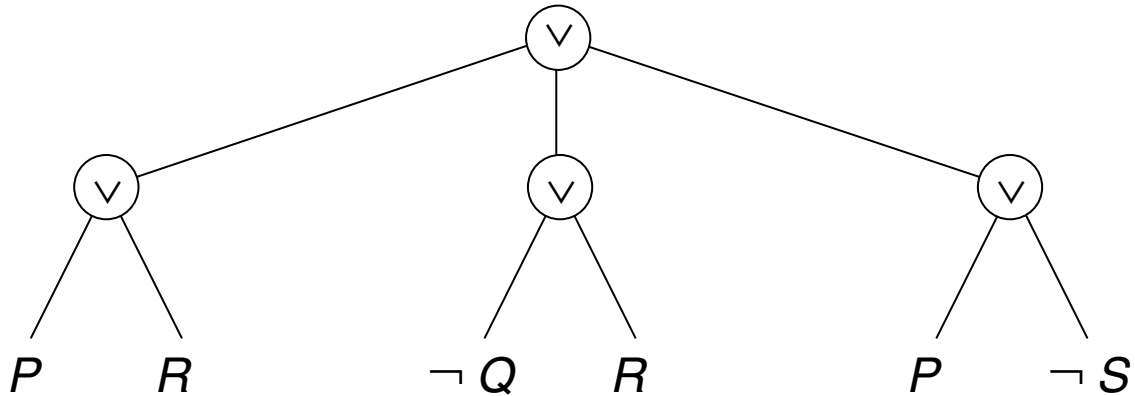
Formeltransformation

Aus Sicht der maschinellen Verarbeitung hätte man gerne kanonische Formeln bzw. Bäume:



Formeltransformation

Aus Sicht der maschinellen Verarbeitung hätte man gerne kanonische Formeln bzw. Bäume:



Bemerkung: \wedge und \vee können als n -äre Knoten aufgefasst werden.

Fragen:

- ❑ Was an Kanonisierung ist möglich?
(unter den verschiedenen Äquivalenzbegriffen)
- ❑ Wie operationalisiert (Algorithmus) man Kanonisierung?

Kapitel L:II

II. Aussagenlogik

- Syntax der Aussagenlogik
- Semantik der Aussagenlogik
- Eigenschaften des Folgerungsbegriffs
- Äquivalenz

- Formeltransformation
- Normalformen

- Bedeutung der Folgerung
- Erfüllbarkeitsalgorithmen
- Semantische Bäume
- Weiterentwicklung semantischer Bäume

- Syntaktische Schlussfolgerungsverfahren
- Erfüllbarkeitsprobleme

Normalformen

Erste Stufe einer Normalisierung:

- Reduzierung der Junktorenmenge.
- Ersetzung von \rightarrow , \leftrightarrow entsprechend den Äquivalenzen.

„ \rightarrow “-Ersetzung: Länge der entstehenden Formel ist . . .

„ \leftrightarrow “-Ersetzung: Länge der entstehenden Formel ist . . .

Normalformen

Erste Stufe einer Normalisierung:

- Reduzierung der Junktorenmenge.
- Ersetzung von \rightarrow , \leftrightarrow entsprechend den Äquivalenzen.

„ \rightarrow “-Ersetzung: Länge der entstehenden Formel ist . . . linear in der Ausgangslänge

„ \leftrightarrow “-Ersetzung: Länge der entstehenden Formel ist . . . exponentiell in der Ausgangslänge

Normalformen

Definition 20 (Negationsnormalform)

α ist in Negationsnormalform (NNF) genau dann, wenn jedes Negationszeichen in α unmittelbar vor einem Atom steht und α weder den Junktor \rightarrow noch den Junktor \leftrightarrow enthält:

1. Jede Primformel $\alpha = A$, $A \in \Sigma$ ist in NNF.
2. Jede negierte Primformel $\alpha = \neg A$, $A \in \Sigma$ ist in NNF.
3. Sind α, β in NNF, so sind es auch $(\alpha \wedge \beta)$ und $(\alpha \vee \beta)$.

Lemma 21

Zu jeder Formel α gibt es eine logisch äquivalente Formel β in NNF.

Beweis (Skizze)

Induktion mit Anwendung folgender Regeln:

Negation $\neg\neg\alpha \approx \alpha$

De Morgan $\neg(\alpha \wedge \beta) \approx \neg\alpha \vee \neg\beta$

$$\neg(\alpha \vee \beta) \approx \neg\alpha \wedge \neg\beta$$

Normalformen

Algorithmus: NNF

Input: α . A formula in tree representation w/o \rightarrow and \leftrightarrow .
neg. A flag which is initially 'FALSE'.

Output: A formula equivalent to α in NNF.

NNF (α , neg)

IF $\alpha = \neg\beta$

THEN

IF neg

THEN RETURN (NNF (β , 'FALSE'))

ELSE RETURN (NNF (β , 'TRUE'))

ELSE_IF $\alpha = \beta \wedge \gamma$

IF neg

THEN RETURN (NNF (β , 'TRUE') \vee NNF (γ , 'TRUE'))

ELSE RETURN (NNF (β , 'FALSE') \wedge NNF (γ , 'FALSE'))

ELSE_IF $\alpha = \beta \vee \gamma$

IF neg

THEN RETURN (NNF (β , 'TRUE') \wedge NNF (γ , 'TRUE'))

ELSE RETURN (NNF (β , 'FALSE') \vee NNF (γ , 'FALSE'))

ELSE // alpha is atom.

IF neg

THEN RETURN ($\neg\alpha$)

ELSE RETURN (α)

Frage: Wie ist die Laufzeit von NNF im \mathcal{O} -Kalkül?

Normalformen

Definition 22 (Literal)

Sei $A \in \Sigma$. A , $\neg A$ werden als Literale bezeichnet. Insbesondere heißt A positives Literal und $\neg A$ negatives Literal.

Definition 23 (Klausel)

Seien L_1, \dots, L_n Literale. Dann heißt $\alpha = L_1 \vee \dots \vee L_n$ Klausel. Insbesondere heißt α

1. positive Klausel, falls L_1, \dots, L_n positive Literale sind,
2. negative Klausel, falls L_1, \dots, L_n negative Literale sind,
3. gemischte Klausel, falls nicht 1. und nicht 2. gilt,
4. Unit-Klausel, falls $n = 1$,
5. k -Klausel, falls $n \leq k$,
6. Krom-Klausel, falls $n \leq 2$,
7. **Horn-Klausel**, falls maximal ein Literal positiv ist,
8. **definite Horn-Klausel**, falls genau ein Literal positiv ist.

Normalformen

Definition 24 (Konjunktive Normalform)

Seien $\alpha_1, \dots, \alpha_n$ Klauseln. Dann heißt $\alpha = \alpha_1 \wedge \dots \wedge \alpha_n$ Formel in konjunktiver Normalform.

$$\text{KNF} = \{\alpha \mid \alpha \text{ ist in konjunktiver Normalform}\}$$

Weiterhin seien folgende Formelklassen vereinbart:

1. k -KNF. Alle Klauseln sind k -Klauseln (k beliebig aber fest).
2. HORN. Alle Klauseln sind Horn-Klauseln.
3. DHORN. Alle Klauseln sind definite Horn-Klauseln.

Normalformen

Lemma 25 (logisch äquivalente KNF)

Zu jeder Formel α gibt es eine logisch äquivalente Formel $\beta \in \text{KNF}$ – in Worten: „ β in KNF“.

Beweis (Skizze)

1. Transformation in NNF.
2. Induktion mit Anwendung des Distributiv-Gesetzes:

$$(\alpha \wedge \beta) \vee \sigma \approx (\alpha \vee \sigma) \wedge (\beta \vee \sigma)$$

Normalformen

Algorithmus: EQ-CNF

Input: α . A formula in tree representation in NNF.

Output: A formula equivalent to α in CNF.

EQ-CNF (α)

DO

$\alpha_{org} = \alpha$

IF $\alpha = \beta \wedge \gamma$

THEN $\alpha = \text{EQ-CNF}(\beta) \wedge \text{EQ-CNF}(\gamma)$

ELSE_IF $\alpha = (\delta \wedge \epsilon) \vee \gamma$

$\alpha = (\delta \vee \gamma) \wedge (\epsilon \vee \gamma)$

ELSE_IF $\alpha = \beta \vee (\delta \wedge \epsilon)$

$\alpha = (\beta \vee \delta) \wedge (\beta \vee \epsilon)$

ELSE_IF $\alpha = \beta \vee \gamma$

$\alpha = \text{EQ-CNF}(\beta) \vee \text{EQ-CNF}(\gamma)$

ELSE // α is literal; do nothing.

WHILE ($\alpha_{org} \neq \alpha$)

RETURN (α)

Bemerkung: Laufzeit und Platzbedarf von EQ-CNF im \mathcal{O} -Kalkül sind exponentiell in $|\alpha|$.

Normalformen

Beispiel zum exponentiellen Platzbedarf.

Formel α in NNF:

$$\alpha = \bigvee_{1 \leq i \leq n} (A_{i,1} \wedge A_{i,2})$$

$$\rightsquigarrow |\alpha| = 2n$$

Normalformen

Beispiel zum exponentiellen Platzbedarf.

Formel α in NNF:

$$\alpha = \bigvee_{1 \leq i \leq n} (A_{i,1} \wedge A_{i,2})$$

$$\rightsquigarrow |\alpha| = 2n$$

KNF zu α :

$$\beta = \bigwedge_{j_1, \dots, j_n \in \{1,2\}} (A_{1,j_1} \vee \dots \vee A_{n,j_n})$$

$$\rightsquigarrow |\beta| = 2^n \cdot n$$

Normalformen

Beispiel zum exponentiellen Platzbedarf.

Formel α in NNF:

$$\alpha = \bigvee_{1 \leq i \leq n} (A_{i,1} \wedge A_{i,2})$$

$$\rightsquigarrow |\alpha| = 2n$$

KNF zu α :

$$\beta = \bigwedge_{j_1, \dots, j_n \in \{1,2\}} (A_{1,j_1} \vee \dots \vee A_{n,j_n})$$

$$\rightsquigarrow |\beta| = 2^n \cdot n$$

Konkret für $n = 3$:

$$\alpha = (A_{1,1} \wedge A_{1,2}) \vee (A_{2,1} \wedge A_{2,2}) \vee (A_{3,1} \wedge A_{3,2}) \quad \text{bzw.}$$

$$\alpha = (A_1 \wedge A_2) \vee (A_3 \wedge A_4) \vee (A_5 \wedge A_6)$$

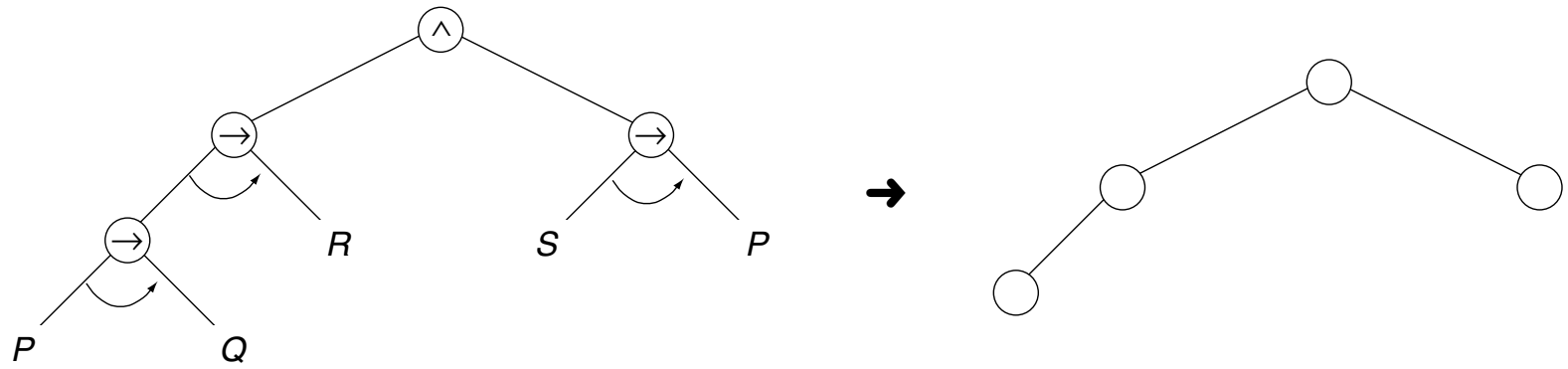
$$\rightsquigarrow \beta = (A_{1,1} \vee A_{2,1} \vee A_{3,1}) \wedge \dots \wedge (A_{1,2} \vee A_{2,2} \vee A_{3,2}) \quad \text{mit } |\beta| = 8 \cdot 3$$

Formeltransformation nach Tseitin

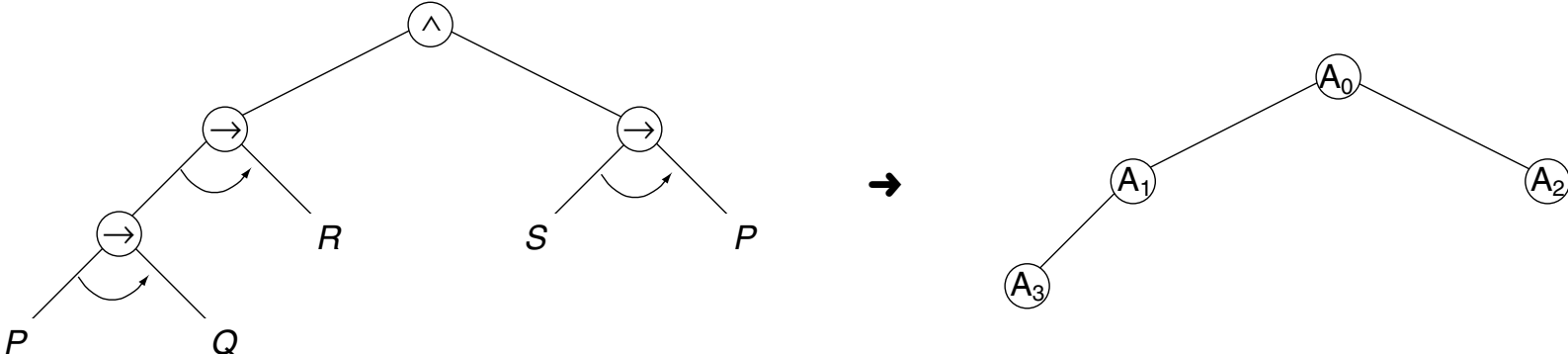
Andere Idee zur Erzeugung einer KNF aus α :

- 1. Beschreibung der *Formelstruktur* von α mit Hilfe einer neuen Formel, die erfüllbarkeitsäquivalent – aber nicht logisch äquivalent ist.
- 2. Umwandlung der neuen Formel in eine KNF in $\mathcal{O}(|\alpha|)$.

Beispiel: $((P \rightarrow Q) \rightarrow R) \wedge (S \rightarrow P)$



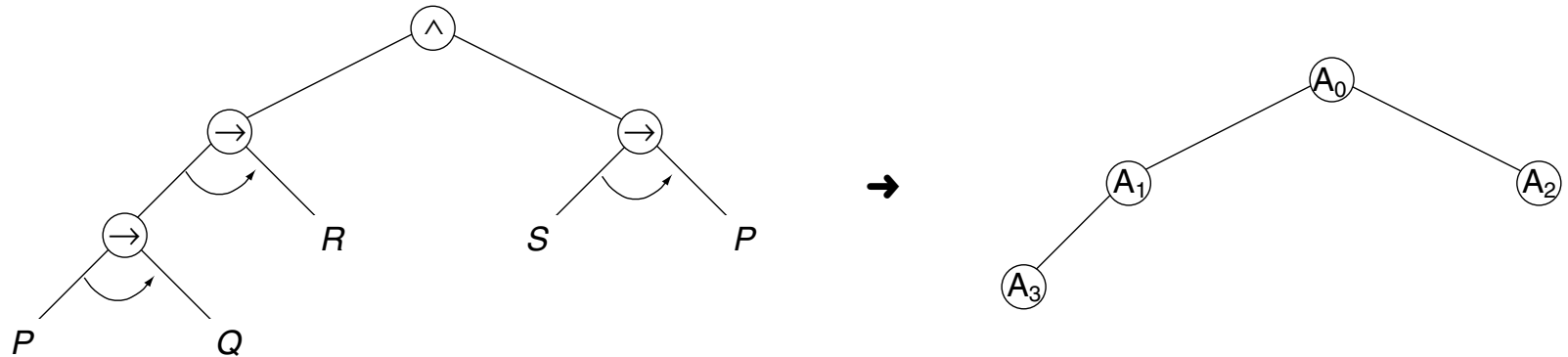
Formeltransformation nach Tseitin



Schritte:

1. Ersetzung der inneren Knoten durch neue Atome A_0, A_1, A_2, A_3 .

Formeltransformation nach Tseitin



Schritte:

1. Ersetzung der inneren Knoten durch neue Atome A_0, A_1, A_2, A_3 .
2. Einführung von Äquivalenzen für Zusammenhang:

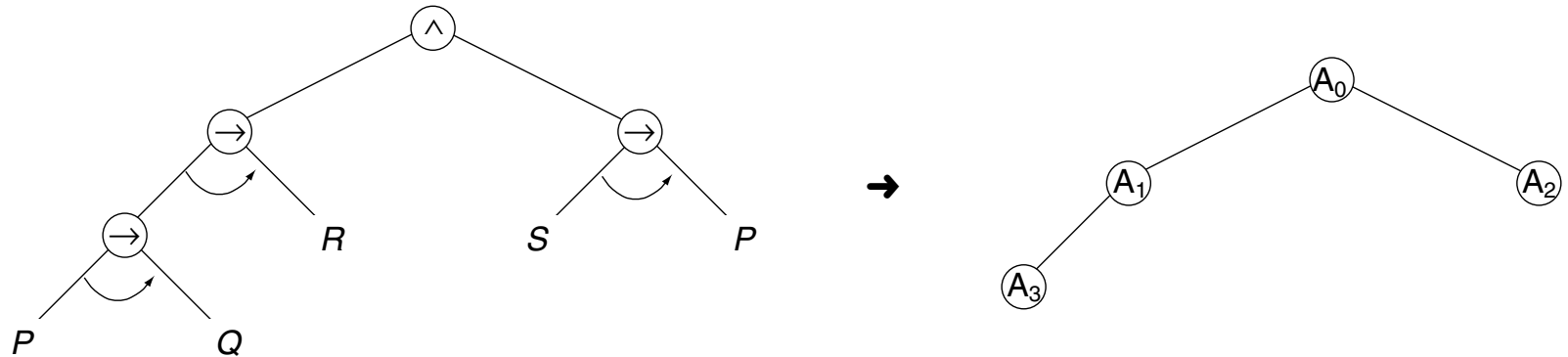
$$A_0 \leftrightarrow (A_1 \wedge A_2)$$

$$A_1 \leftrightarrow (A_3 \rightarrow R)$$

$$A_2 \leftrightarrow (S \rightarrow P)$$

$$A_3 \leftrightarrow (P \rightarrow Q)$$

Formeltransformation nach Tseitin



Schritte:

1. Ersetzung der inneren Knoten durch neue Atome A_0, A_1, A_2, A_3 .
2. Einführung von Äquivalenzen für Zusammenhang:

$$A_0 \leftrightarrow (A_1 \wedge A_2)$$

$$A_1 \leftrightarrow (A_3 \rightarrow R)$$

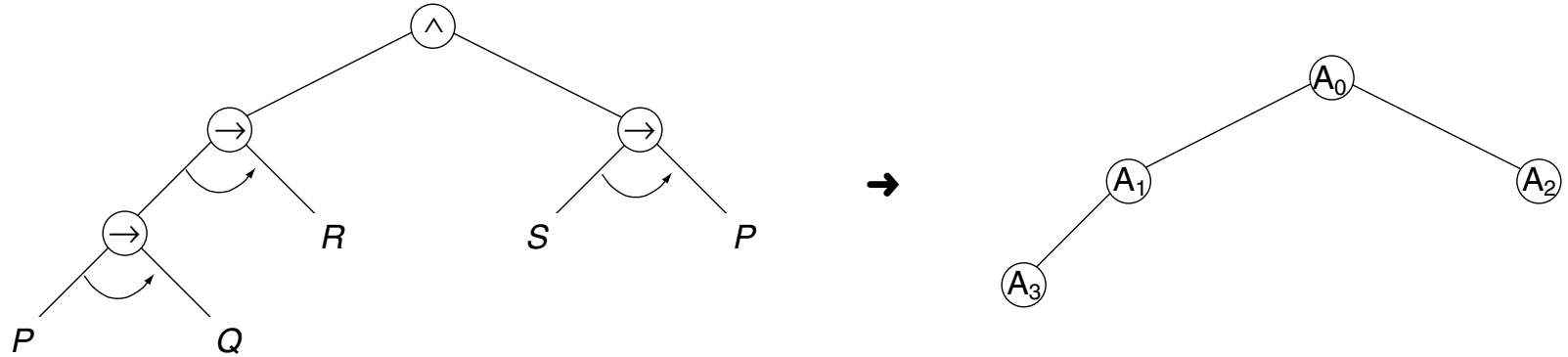
$$A_2 \leftrightarrow (S \rightarrow P)$$

$$A_3 \leftrightarrow (P \rightarrow Q)$$

3. Konjunktive Verknüpfung von Äquivalenzen und Gesamtformelrepräsentant:

$$(A_0 \leftrightarrow (A_1 \wedge A_2)) \wedge (A_1 \leftrightarrow (A_3 \rightarrow R)) \wedge (A_2 \leftrightarrow (S \rightarrow P)) \wedge (A_3 \leftrightarrow (P \rightarrow Q)) \wedge A_0$$

Formeltransformation nach Tseitin



Schritte:

1. Ersetzung der inneren Knoten durch neue Atome A_0, A_1, A_2, A_3 .
2. Einführung von Äquivalenzen für Zusammenhang:

$$A_0 \leftrightarrow (A_1 \wedge A_2)$$

$$A_1 \leftrightarrow (A_3 \rightarrow R)$$

$$A_2 \leftrightarrow (S \rightarrow P)$$

$$A_3 \leftrightarrow (P \rightarrow Q)$$

3. Konjunktive Verknüpfung von Äquivalenzen und Gesamtformelrepräsentant:

$$(A_0 \leftrightarrow (A_1 \wedge A_2)) \wedge (A_1 \leftrightarrow (A_3 \rightarrow R)) \wedge (A_2 \leftrightarrow (S \rightarrow P)) \wedge (A_3 \leftrightarrow (P \rightarrow Q)) \wedge A_0$$

4. Expansion (Transformation in KNF) der Äquivalenzen:

$$\alpha \leftrightarrow \beta \approx (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\beta \rightarrow \alpha) \approx (\neg\alpha \vee \beta) \wedge (\neg\beta \vee \alpha)$$

Bemerkungen:

- Wenn die Namenslänge der Atome durch eine Konstante beschränkt ist, so ist Schritt 4 (Expansion) pro Äquivalenz in konstanter Zeit und konstantem Platz möglich, da $|\beta| = 2$.

Formeltransformation nach Tseitin

Lemma 26 (erfüllbarkeitsäquivalente KNF)

Zu jeder aussagenlogischen Formel α gibt es eine erfüllbarkeitsäquivalente Formel $\beta \in \text{KNF}$, wobei gilt:

1. $|\beta| \in \mathcal{O}(|\alpha|)$ Platz.
2. β ist in $\mathcal{O}(|\alpha|)$ Schritten aus der Baumdarstellung von α berechenbar.
Generierung neuer Namen zählt als ein Schritt.

Bemerkungen:

- Das Lemma geht hinsichtlich der Namensgenerierung von einer konstanten Namenslänge $|A_i| = c$ aus. Jedoch – wenn n verschiedene Namen zu generieren sind, müßte genau genommen $|A_i| = \log(n)$ unterstellt werden. Mit $n \in \mathcal{O}(|\alpha|)$ würde die Berechnung von β also den Aufwand $\mathcal{O}(|\alpha| \cdot \log(|\alpha|))$ erfordern.
- Warum ist die im Lemma gemachte Vereinfachung bedenkenlos akzeptierbar?

Normalformen

Frage: Gegeben eine Formel \in KNF. Inwieweit lassen sich die Klausellängen unter Beibehaltung der logischen Äquivalenz reduzieren?

Lemma 27 (Klausellänge \approx)

Für alle $k \geq 1$ gibt es ein $\alpha \in (k + 1)$ -KNF, so dass kein $\beta \in k$ -KNF existiert mit

$$\alpha \approx \beta$$

Beweis

Wähle $\alpha = A_1 \vee \dots \vee A_{k+1}$

$\beta = \beta_1 \wedge \dots \wedge \beta_m$, sei $\beta \in k$ -KNF; d. h., die β_i sind k -Klauseln

o.b.d.A. gelte: $A_{k+1} \notin \text{atoms}(\beta_1)$

Setze \mathcal{I} so, dass $\mathcal{I}(\beta_1) = 0$ und $\mathcal{I}(A_{k+1}) = 1$

$$\Rightarrow \mathcal{I}(\alpha) = 1 \neq 0 = \mathcal{I}(\beta)$$

Normalformen

Frage: Gegeben eine Formel \in KNF. Inwieweit lassen sich die Klausellängen unter Beibehaltung der Erfüllbarkeitsäquivalenz reduzieren?

Lemma 28 (Klausellänge \approx_{sat})

Für jede Formel $\alpha \in$ KNF existiert eine erfüllbarkeitsäquivalente Formel $\beta \in$ 3-KNF.

Beweis (Skizze)

Sei $\alpha_i = L_1 \vee \dots \vee L_n$ eine Klausel aus α mit n Literalen, $n \geq 4$, und seien $A_0, \dots, A_{n-4} \notin \text{atoms}(\alpha)$. Dann setze:

$$\beta_0 = L_1 \vee L_2 \vee A_0$$

$$\beta_1 = \neg A_0 \vee L_3 \vee A_1$$

$$\vdots$$

$$\beta_{n-4} = \neg A_{n-5} \vee L_{n-2} \vee A_{n-4}$$

$$\beta_{n-3} = \neg A_{n-4} \vee L_{n-1} \vee L_n$$

$$\Rightarrow \alpha_i \approx_{\text{sat}} \beta_0 \wedge \dots \wedge \beta_{n-3}$$

Bemerkungen:

- Keine Reduzierung auf Klausellängen unter 3 ist möglich bei einer Ausgangslänge der Klauseln von $k \geq 3$.

Normalformen

Definition 29 (disjunktive Normalform)

Sei $\alpha = \alpha_1 \vee \dots \vee \alpha_n$ eine Disjunktion von Klauseln der Form $\alpha_i = L_{i,1} \wedge \dots \wedge L_{i,m}$ mit den Literalen $L_{i,1}, \dots, L_{i,m}$. Dann heißt α Formel in disjunktiver Normalform.

$$\text{DNF} = \{\alpha \mid \alpha \text{ ist in disjunktiver Normalform}\}$$

Lemma 30 (NNF einer Formel in KNF)

Sei $\alpha \in \text{KNF}$, dann ist $\text{NNF}(\neg\alpha) \in \text{DNF}$.

Beweis (Skizze)

Induktion mit Anwendung folgender Regeln:

Negation $\neg\neg\alpha \approx \alpha$

De Morgan $\neg(\alpha \wedge \beta) \approx \neg\alpha \vee \neg\beta$

$$\neg(\alpha \vee \beta) \approx \neg\alpha \wedge \neg\beta$$

Bemerkungen:

- ❑ Bei Formeln in disjunktiver Normalform ist der Klauselbegriff eher selten. Manche Autoren verwenden den Begriff „Monom“ in diesem Zusammenhang.
- ❑ Betrachten Sie die Normalformen KNF und DNF. Welche Normalform würden Sie wählen, um zu überprüfen, ob eine Formel tautologisch bzw. widerspruchsvoll ist?

Normalformen

Definition 31 (duale Formel)

Sei $\alpha \in \text{NNF}$. Dann ist die duale Formel zu α , $\mathit{dual}(\alpha)$, wie folgt definiert:

1. $\mathit{dual}(A) := A$
2. $\mathit{dual}(\neg A) := \neg A$
3. $\mathit{dual}(\alpha \vee \beta) := \mathit{dual}(\alpha) \wedge \mathit{dual}(\beta)$
4. $\mathit{dual}(\alpha \wedge \beta) := \mathit{dual}(\alpha) \vee \mathit{dual}(\beta)$

Beispiel:

$$\alpha = (A \wedge B) \vee (A \wedge (B \vee C))$$

$$\mathit{dual}(\alpha) = (A \vee B) \wedge (A \vee (B \wedge C))$$

Normalformen

Lemma 32 (duale Formeln und Erfüllbarkeit)

Sei $\alpha \in \text{KNF}$. Dann gilt:

1. $\text{dual}(\alpha) \in \text{DNF}$
2. α tautologisch $\Leftrightarrow \text{dual}(\alpha)$ widerspruchsvoll
3. α erfüllbar $\Leftrightarrow \text{dual}(\alpha)$ falsifizierbar

Beweis (Skizze)

Sei \mathcal{I} eine Bewertung.

Definiere: $\mathcal{I}_{\text{dual}}(A) := 1 - \mathcal{I}(A)$, für alle $A \in \Sigma$

Es folgt mit Induktion über den Aufbau von α in NNF (hier ohne Erläuterung):

$$\mathcal{I}_{\text{dual}}(\text{dual}(\alpha)) = 1 - \mathcal{I}(\alpha)$$

Normalformen

Definition 33 (Mengenschreibweise für Formeln in KNF)

Für eine Klausel $L_1 \vee \dots \vee L_m$ sei folgende Mengenschreibweise vereinbart

$$\{L_1, \dots, L_m\}$$

Für eine Formel $\alpha_1 \wedge \dots \wedge \alpha_n$ sei folgende Mengenschreibweise vereinbart

$$\{\alpha_1, \dots, \alpha_n\}$$

Beispiel:

$$\alpha = A \wedge (B \vee \neg C) \wedge (\neg A \vee C \vee D)$$

$$\rightsquigarrow \alpha = \{\{A\}, \{B, \neg C\}, \{\neg A, C, D\}\}$$

Bemerkungen:

- Bei der Mengenschreibweise wird implizit eine Reduktion der Formel auf Basis folgender Äquivalenzen vorgenommen:
 1. $\alpha \approx \alpha \wedge \alpha$
 2. $\alpha \approx \alpha \vee \alpha$
 3. $\alpha \wedge \beta \approx \beta \wedge \alpha$
 4. $\alpha \vee \beta \approx \beta \vee \alpha$
 5. $(\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma \approx \alpha \wedge (\beta \wedge \gamma)$
 6. $(\alpha \vee \beta) \vee \gamma \approx \alpha \vee (\beta \vee \gamma)$

- Mit Hilfe von Mengenoperatoren kann man Begriffe wie *Teilklausel* sehr einfach auf der Mengendarstellung definieren.

- In welcher Zeit ist die Transformation einer KNF als Menge durchführbar?