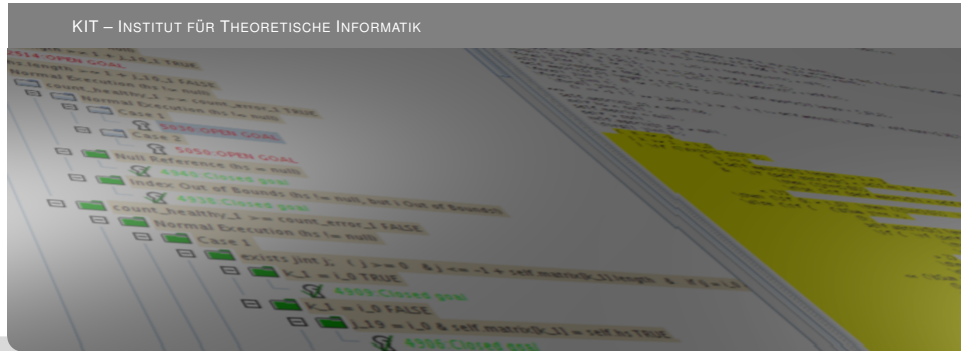


Formale Systeme

Prädikatenlogik: Resolutionskalkül
Prof. Dr. Peter H. Schmitt

KIT – INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK



Der Resolutionskalkül

Syntax

Definition

- ▶ Ein **Literal** ist eine atomare oder eine negierte atomare Formel.

Der Resolutionskalkül

Syntax

Definition

- ▶ Ein **Literal** ist eine atomare oder eine negierte atomare Formel.
- ▶ Eine **Klausel** ist eine endliche Menge von Literalen.

Der Resolutionskalkül

Syntax

Definition

- ▶ Ein **Literal** ist eine atomare oder eine negierte atomare Formel.
- ▶ Eine **Klausel** ist eine endliche Menge von Literalen.
- ▶ Die **leere Klausel** wird mit \square bezeichnet.

Der Resolutionskalkül

Syntax

Definition

- ▶ Ein **Literal** ist eine atomare oder eine negierte atomare Formel.
- ▶ Eine **Klausel** ist eine endliche Menge von Literalen.
- ▶ Die **leere Klausel** wird mit \square bezeichnet.
- ▶ Eine Klausel wird interpretiert wie die Disjunktion ihrer Literale.

Der Resolutionskalkül

Syntax

Definition

- ▶ Ein **Literal** ist eine atomare oder eine negierte atomare Formel.
- ▶ Eine **Klausel** ist eine endliche Menge von Literalen.
- ▶ Die **leere Klausel** wird mit \square bezeichnet.
- ▶ Eine Klausel wird interpretiert wie die Disjunktion ihrer Literale.
- ▶ Eine Menge von Klauseln wird interpretiert wie die Konjunktion ihrer Klauseln

Der Resolutionskalkül

Syntax

Definition

- ▶ Ein **Literal** ist eine atomare oder eine negierte atomare Formel.
- ▶ Eine **Klausel** ist eine endliche Menge von Literalen.
- ▶ Die **leere Klausel** wird mit \square bezeichnet.
- ▶ Eine Klausel wird interpretiert wie die Disjunktion ihrer Literale.
- ▶ Eine Menge von Klauseln wird interpretiert wie die Konjunktion ihrer Klauseln
- ▶ Keine expliziten Quantoren.
Klauseln sind implizit universell quantifiziert.

Der Resolutionskalkül

Syntax

Definition

- ▶ Ein **Literal** ist eine atomare oder eine negierte atomare Formel.
- ▶ Eine **Klausel** ist eine endliche Menge von Literalen.
- ▶ Die **leere Klausel** wird mit \square bezeichnet.
- ▶ Eine Klausel wird interpretiert wie die Disjunktion ihrer Literale.
- ▶ Eine Menge von Klauseln wird interpretiert wie die Konjunktion ihrer Klauseln
- ▶ Keine expliziten Quantoren.
Klauseln sind implizit universell quantifiziert.
- ▶ **Fazit:** Der Resolutionskalkül arbeitet nur mit Formeln in Skolemnormalform.

Zu einem Literal L sei $\sim L$ das Literal

$$\sim L := \begin{cases} \neg L & \text{wenn } L \text{ ein Atom ist} \\ L' & \text{wenn } L = \neg L' \end{cases}$$

Zu einer Klausel C sei

$$\sim C := \{\sim L \mid L \in C\}.$$

Die Resolutionsregel

Einfache Version

Definition

- ▶ C_1, C_2 Klauseln $p(t_1), \neg p(t_2)$ Literale
- ▶ $Var(C_1 \cup \{p(t_1)\}) \cap Var(C_2 \cup \{p(t_2)\}) = \emptyset$
- ▶ μ ist allgemeinsten Unifikator von $p(t_1)$ und $p(t_2)$.

$$\frac{C_1 \cup \{p(t_1)\} \quad C_2 \cup \{\neg p(t_2)\}}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

Die Klausel $\mu(C_1 \cup C_2)$ heißt eine *Resolvente* der Eingabeklauseln $C_1 \cup \{p(t_1)\}$ und $C_2 \cup \{\neg p(t_2)\}$.

Die Resolutionsregel

Allgemeine Version

Definition

- ▶ C_1, C_2, K_1, K_2 sind Klauseln
- ▶ $K_1, K_2 \neq \square$
- ▶ $\text{Var}(C_1 \cup K_1) \cap \text{Var}(C_2 \cup K_2) = \emptyset$
- ▶ μ ist allgemeinsten Unifikator von $K_1 \cup \sim K_2$.

$$\frac{C_1 \cup K_1 \quad C_2 \cup K_2}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

Die Klausel $\mu(C_1 \cup C_2)$ heißt eine *Resolvente* der Eingabeklauseln $C_1 \cup K_1$ und $C_2 \cup K_2$.

Anwendung der Resolutionsregel

Regelschema:

$$\frac{C_1 \cup K_1 \quad C_2 \cup K_2}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

Anwendung der Resolutionsregel

Regelschema:

$$\frac{C_1 \cup K_1 \quad C_2 \cup K_2}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

Gegeben seien die beiden Klauseln

$\{p(x), q(f(x)), q(f(g(c)))\}$ und $\{r(y, z), \neg q(z), \neg q(f(y))\}$

Anwendung der Resolutionsregel

Regelschema:

$$\frac{C_1 \cup K_1 \quad C_2 \cup K_2}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

Gegeben seien die beiden Klauseln

$\{p(x), q(f(x)), q(f(g(c)))\}$ und $\{r(y, z), \neg q(z), \neg q(f(y))\}$

$$\frac{\{p(x)\} \cup \{q(f(x)), q(f(g(c)))\} \quad \{r(y, z)\} \cup \{\neg q(z), \neg q(f(y))\}}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

Anwendung der Resolutionsregel

Regelschema:

$$\frac{C_1 \cup K_1 \quad C_2 \cup K_2}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

Gegeben seien die beiden Klauseln

$\{p(x), q(f(x)), q(f(g(c)))\}$ und $\{r(y, z), \neg q(z), \neg q(f(y))\}$

$$\frac{\{p(x)\} \cup \{q(f(x)), q(f(g(c)))\} \quad \{r(y, z)\} \cup \{\neg q(z), \neg q(f(y))\}}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

$K_1 \cup \sim K_2$ ist in diesem Fall $\{q(z), q(f(y)), q(f(x)), q(f(g(c)))\}$

Anwendung der Resolutionsregel

Regelschema:

$$\frac{C_1 \cup K_1 \quad C_2 \cup K_2}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

Gegeben seien die beiden Klauseln

$\{p(x), q(f(x)), q(f(g(c)))\}$ und $\{r(y, z), \neg q(z), \neg q(f(y))\}$

$$\frac{\{p(x)\} \cup \{q(f(x)), q(f(g(c)))\} \quad \{r(y, z)\} \cup \{\neg q(z), \neg q(f(y))\}}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

$K_1 \cup \sim K_2$ ist in diesem Fall $\{q(z), q(f(y)), q(f(x)), q(f(g(c)))\}$

Der allgemeinste Unifikator ist

$$\mu = \{x/g(c), y/g(c), z/f(g(c))\}$$

Anwendung der Resolutionsregel

Regelschema:

$$\frac{C_1 \cup K_1 \quad C_2 \cup K_2}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

Gegeben seien die beiden Klauseln

$\{p(x), q(f(x)), q(f(g(c)))\}$ und $\{r(y, z), \neg q(z), \neg q(f(y))\}$

$$\frac{\{p(x)\} \cup \{q(f(x)), q(f(g(c)))\} \quad \{r(y, z)\} \cup \{\neg q(z), \neg q(f(y))\}}{\mu(C_1 \cup C_2)}$$

$K_1 \cup \sim K_2$ ist in diesem Fall $\{q(z), q(f(y)), q(f(x)), q(f(g(c)))\}$

Der allgemeinste Unifikator ist

$\mu = \{x/g(c), y/g(c), z/f(g(c))\}$

Die Resolvente ist

$$\{p(g(c)), r(g(c), f(g(c)))\}$$

Sei M eine Klauselmeng.

1. Mit $Res(M)$ bezeichnen wir die Menge aller Resolventen von Klauseln aus M . Genauer:

$$Res(M) = \{B \mid \text{es gibt Varianten } C_1, C_2 \text{ von Klauseln aus } M, \\ \text{so daß } B \text{ eine Resolvente von } C_1, C_2 \text{ ist.}\}$$

Sei M eine Klauselmeng.

1. Mit $Res(M)$ bezeichnen wir die Menge aller Resolventen von Klauseln aus M . Genauer:

$$Res(M) = \{B \mid \text{es gibt Varianten } C_1, C_2 \text{ von Klauseln aus } M, \\ \text{so daß } B \text{ eine Resolvente von } C_1, C_2 \text{ ist.}\}$$

2. $R^0(M) = M$

Sei M eine Klauselmenge.

1. Mit $Res(M)$ bezeichnen wir die Menge aller Resolventen von Klauseln aus M . Genauer:

$$Res(M) = \{B \mid \text{es gibt Varianten } C_1, C_2 \text{ von Klauseln aus } M, \\ \text{so daß } B \text{ eine Resolvente von } C_1, C_2 \text{ ist.}\}$$

2. $R^0(M) = M$
3. $R^{n+1}(M) = Res(R^n) \cup R^n$

Sei M eine Klauselmenge.

1. Mit $Res(M)$ bezeichnen wir die Menge aller Resolventen von Klauseln aus M . Genauer:

$$Res(M) = \{B \mid \text{es gibt Varianten } C_1, C_2 \text{ von Klauseln aus } M, \\ \text{so daß } B \text{ eine Resolvente von } C_1, C_2 \text{ ist.}\}$$

2. $R^0(M) = M$
3. $R^{n+1}(M) = Res(R^n) \cup R^n$
4. M ist unerfüllbar genau dann, wenn es ein n gibt mit $\square \in R^n(M)$

Sei M eine Klauselmenge.

1. Mit $Res(M)$ bezeichnen wir die Menge aller Resolventen von Klauseln aus M . Genauer:

$$Res(M) = \{B \mid \text{es gibt Varianten } C_1, C_2 \text{ von Klauseln aus } M, \\ \text{so daß } B \text{ eine Resolvente von } C_1, C_2 \text{ ist.}\}$$

2. $R^0(M) = M$
3. $R^{n+1}(M) = Res(R^n) \cup R^n$
4. M ist unerfüllbar genau dann, wenn es ein n gibt mit $\square \in R^n(M)$
5. $M \vdash_{\mathbf{R}} A$ gilt genau dann, wenn es ein n gibt mit $\square \in R^n(M \cup \{\neg A\})$

Wir wollen die folgende logische Folgerung beweisen:

$$\begin{aligned} & \forall x \forall y (x \subseteq y \leftrightarrow \forall u (u \in x \rightarrow u \in y)) \\ & \quad \vdash \\ & \forall x \forall y \forall z (x \subseteq y \wedge y \subseteq z \rightarrow x \subseteq z) \end{aligned}$$

Es handelt sich dabei um eine Aussage aus der elementaren Mengenlehre zur Transitivität der Teilmengenbeziehung.

Bemerkenswert ist vielleicht, daß die Transitivität allein aus der Definition der Teilmengenrelation gefolgert werden soll, ohne zusätzliche mengentheoretische Axiome über die \in -Relation.

Transformation in Klauselnormalform für die Prämisse

Die Prämisse zerfällt in die beiden Teile

$$\forall x \forall y (x \subseteq y \rightarrow \forall u (u \in x \rightarrow u \in y))$$

$$\forall x \forall y (\forall u (u \in x \rightarrow u \in y) \rightarrow x \subseteq y)$$

Transformation in Klauselnormalform für die Prämisse

Die Prämisse zerfällt in die beiden Teile

$$\forall x \forall y (x \subseteq y \rightarrow \forall u (u \in x \rightarrow u \in y))$$

$$\forall x \forall y (\forall u (u \in x \rightarrow u \in y) \rightarrow x \subseteq y)$$

Die erste Formel wird zu

$$\{\neg \text{conteq}(x, y), \neg \text{memb}(u, x), \text{memb}(u, y)\}$$

mit *conteq* und *memb* für die Infixzeichen \subseteq und \in .

Transformation in Klauselnormalform für die Prämisse

Die Prämisse zerfällt in die beiden Teile

$$\forall x \forall y (x \subseteq y \rightarrow \forall u (u \in x \rightarrow u \in y))$$

$$\forall x \forall y (\forall u (u \in x \rightarrow u \in y) \rightarrow x \subseteq y)$$

Die erste Formel wird zu

$$\{\neg \text{conteq}(x, y), \neg \text{memb}(u, x), \text{memb}(u, y)\}$$

mit *conteq* und *memb* für die Infixzeichen \subseteq und \in .

Die 2. Formel wird nach Elimination von \rightarrow und Skolemisierung zu

$$\forall x \forall y \exists u ((u \in x \wedge \neg u \in y) \vee x \subseteq y)$$

$$\forall x \forall y ((f(x, y) \in x \wedge \neg f(x, y) \in y) \vee x \subseteq y)$$

Transformation in Klauselnormalform für die Prämisse

Die Prämisse zerfällt in die beiden Teile

$$\forall x \forall y (x \subseteq y \rightarrow \forall u (u \in x \rightarrow u \in y))$$

$$\forall x \forall y (\forall u (u \in x \rightarrow u \in y) \rightarrow x \subseteq y)$$

Die erste Formel wird zu

$$\{\neg \text{conseq}(x, y), \neg \text{memb}(u, x), \text{memb}(u, y)\}$$

mit *conseq* und *memb* für die Infixzeichen \subseteq und \in .

Die 2. Formel wird nach Elimination von \rightarrow und Skolemisierung zu

$$\forall x \forall y \exists u ((u \in x \wedge \neg u \in y) \vee x \subseteq y)$$

$$\forall x \forall y ((f(x, y) \in x \wedge \neg f(x, y) \in y) \vee x \subseteq y)$$

Nach Anwendung des Distributivgesetzes:

$$\{\text{memb}(f(x, y), x), \text{conseq}(x, y)\}, \{\neg \text{memb}(f(x, y), y), \text{conseq}(x, y)\}$$

Transformation in Klauselnormalform für die Behauptung

Die Negation der Behauptung führt zu

$$\exists x \exists y \exists z (x \subseteq y \wedge y \subseteq z \wedge \neg x \subseteq z)$$

und nach Einführung von Skolemkonstanten zu den drei

Einerklauseln:

conteq(a, b)

conteq(b, c)

\neg *conteq(a, c)*

- | | | |
|------|---|----------------|
| (1) | $\neg \text{conteq}(x, y), \neg \text{memb}(u, x), \text{memb}(u, y)$ | [Vor.] |
| (2) | $\text{memb}(f(x, y), x), \text{conteq}(x, y)$ | [Vor.] |
| (3) | $\neg \text{memb}(f(x, y), y), \text{conteq}(x, y)$ | [Vor.] |
| (4) | $\text{conteq}(a, b)$ | [\neg Beh.] |
| (5) | $\text{conteq}(b, c)$ | [\neg Beh.] |
| (6) | $\neg \text{conteq}(a, c)$ | [\neg Beh.] |
| (7) | $\neg \text{memb}(u, a), \text{memb}(u, b)$ | [4,1] |
| (8) | $\neg \text{memb}(u, b), \text{memb}(u, c)$ | [5,1] |
| (9) | $\neg \text{memb}(f(a, c), c)$ | [6,3] |
| (10) | $\text{memb}(f(a, c), a)$ | [6,2] |
| (13) | $\text{memb}(f(a, c), b)$ | [7,10] |
| (19) | $\text{memb}(f(a, c), c)$ | [8,13] |
| (20) | \square | [19,9] |

Dieser Beweis wurde von dem automatischen Beweiser OTTER gefunden.

Beispiel 2

Beweisziel

$$\forall x \forall y (x \subseteq y \wedge y \subseteq x \rightarrow x = y).$$

Als Voraussetzungen stehen dazu zur Verfügung

- ▶ die Definition der Teilmengenrelation

$$\forall x \forall y (x \subseteq y \leftrightarrow \forall u (u \in x \rightarrow u \in y))$$

und

Beispiel 2

Beweisziel

$$\forall x \forall y (x \subseteq y \wedge y \subseteq x \rightarrow x = y).$$

Als Voraussetzungen stehen dazu zur Verfügung

- ▶ die Definition der Teilmengenrelation

$$\forall x \forall y (x \subseteq y \leftrightarrow \forall u (u \in x \rightarrow u \in y))$$

und

- ▶ die Definition der Gleichheit (in der Mengenlehre ist die Gleichheit eine definierte Relation)

$$\forall x \forall y (x = y \leftrightarrow \forall u (u \in x \leftrightarrow u \in y))$$

Transformation auf Klauselnormalform

- (1) $\neg \text{conteq}(x, y) \vee \neg \text{memb}(u, x) \vee \text{memb}(u, y)$
- (2) $\text{memb}(f(x, y), x) \vee \text{conteq}(x, y)$
- (3) $\neg \text{memb}(f(x, y), y) \vee \text{conteq}(x, y)$

mit eq für $=$ liefert die Definition der Gleichheit

- (4) $eq(x, y) \vee \text{memb}(g(x, y), x) \vee \text{memb}(g(x, y), y)$
- (5) $eq(x, y) \vee \neg \text{memb}(g(x, y), x) \vee \neg \text{memb}(g(x, y), y)$
- (6) $\neg eq(x, y) \vee \text{memb}(u, x) \vee \text{memb}(u, y)$
- (7) $\neg eq(x, y) \vee \neg \text{memb}(u, x) \vee \neg \text{memb}(u, y)$

mit der neuen Skolemfunktion $g(x, y)$.

Die Negation der Behauptung führt zu

- (8) $\text{conteq}(a, b)$
- (9) $\text{conteq}(b, a)$
- (10) $\neg eq(a, b)$

mit den Skolemkonstanten a, b, c

(11)	$\neg memb(x, a) \vee memb(x, b)$	[8,1]
(12)	$\neg memb(x, b) \vee memb(x, a)$	[9,1]
(18)	$memb(g(a, x), b) \vee eq(a, x) \vee memb(g(a, x), x)$	[11,4]
(23)	$\neg memb(g(x, b), a) \vee eq(x, b) \vee \neg memb(g(x, b), x)$	[11,5]
(28)	$memb(g(a, b), b) \vee eq(a, b)$	[Fak 18]
(29)	$\neg memb(g(a, b), a) \vee eq(a, b)$	[Fak 23]
(61)	$memb(g(a, b), b)$	[28,10]
(62)	$memb(g(a, b), a)$	[61,12]
(69)	$eq(a, b)$	[29,62]
(70)	\square	[69,10]

Der Beweis wurde wieder mit dem Beweiser OTTER gefunden, der nicht die Mengennotation verwendet und außerdem die Faktorisierungsregel (Fak) benutzt. Man erhält aus dem obigen Beweis einen Beweis ohne Faktorisierung, wenn man die Mengenschreibweise benutzt und die Beweisschritte (28) und (29) einfach wegläßt. Aus (18) und (10) entsteht direkt (61), ebenso kommt man von (23) und (62) direkt zu (69).