Formale Systeme

Prof. P.H. Schmitt

Fakultät für Informatik
Universität Karlsruhe (TH)

Winter 2007/2008

Themen

Wiederholung

- Aussagenlogik

Wiederholung

- Aussagenlogik
- Prädikatenlogik

Wiederholung

- Aussagenlogik
- Prädikatenlogik
- Reduktionssysteme

Wiederholung

- Aussagenlogik
- Prädikatenlogik
- Reduktionssysteme
- Logik zweiter Stufe

Wiederholung

- Aussagenlogik
- Prädikatenlogik
- Reduktionssysteme
- Logik zweiter Stufe
- Modale Logik

Wiederholung

- Aussagenlogik
- Prädikatenlogik
- Reduktionssysteme
- Logik zweiter Stufe
- Modale Logik
- Büchi Automaten

Wiederholung

- Aussagenlogik
- Prädikatenlogik
- Reduktionssysteme
- Logik zweiter Stufe
- Modale Logik
- Büchi Automaten
- LTL

Wiederholung

- Aussagenlogik
- Prädikatenlogik
- Reduktionssysteme
- Logik zweiter Stufe
- Modale Logik
- Büchi Automaten
- LTL
- Modellprüfung (model checking)

Aussagenlogik

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Syntax und Semantik

- Definitionen der logischen Grundbegriffe beherrschen

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Syntax und Semantik

- Definitionen der logischen Grundbegriffe beherrschen
- Definition der verschiedenen Normalformen

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Syntax und Semantik

- Definitionen der logischen Grundbegriffe beherrschen
- Definition der verschiedenen Normalformen
- Craigscher Interpolationssatz

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Syntax und Semantik

- Definitionen der logischen Grundbegriffe beherrschen
- Definition der verschiedenen Normalformen
- Craigscher Interpolationssatz
- Gegebene Formeln in Normalformen transformieren

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Kalküle

- Resolutionskalkül, Tableaukalkül, Davis-Putnam Verfahren

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Kalküle

- Resolutionskalkül, Tableaukalkül, Davis-Putnam Verfahren
- für kleinen Beispiele Ableitungen finden können

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Kalküle

- Resolutionskalkül, Tableaukalkül, Davis-Putnam Verfahren
- für kleinen Beispiele Ableitungen finden können
- Beweisidee für den Korrektheits- und Vollständigkeitsbeweis des Resolutions- und des Tableaukalküls wiedergeben.

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Kalküle

- Resolutionskalkül, Tableaukalkül, Davis-Putnam Verfahren
- für kleinen Beispiele Ableitungen finden können
- Beweisidee für den Korrektheits- und Vollständigkeitsbeweis des Resolutions- und des Tableaukalküls wiedergeben.
- Tableauregeln aus Wahrheitstafeln konstruieren.

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Kalküle

- Resolutionskalkül, Tableaukalkül, Davis-Putnam Verfahren
- für kleinen Beispiele Ableitungen finden können
- Beweisidee für den Korrektheits- und Vollständigkeitsbeweis des Resolutions- und des Tableaukalküls wiedergeben.
- Tableauregeln aus Wahrheitstafeln konstruieren.
- Definition von Hornklausel kennen, Erfüllbarkeitstest für Hornklauseln durchführen können.

Was Sie wissen sollten

Aussagenlogik, Kalküle

- Resolutionskalkül, Tableaukalkül, Davis-Putnam Verfahren
- für kleinen Beispiele Ableitungen finden können
- Beweisidee für den Korrektheits- und Vollständigkeitsbeweis des Resolutions- und des Tableaukalküls wiedergeben.
- Tableauregeln aus Wahrheitstafeln konstruieren.
- Definition von Hornklausel kennen, Erfüllbarkeitstest für Hornklauseln durchführen können.
- Einfache Anwendungen durch aussagenlogische Formeln formalisieren können.

Kurze Konjunktive Normalform

Wir haben im Skriptum und auf den Folien keine Definition der kurzen konjunktiven Normalform gefunden?

Kurze Konjunktive Normalform

Wir haben im Skriptum und auf den Folien keine Definition der kurzen konjunktiven Normalform gefunden?

Antwort

Das ist korrekt.
Es wird im Skript und auf den Folien ein allgemeines Verfahren beschrieben, aber keine Definition gegeben.
Eine Definition könnte etwa wie folgt aussehen:
Eine *kurze konjuktive Normalform* zu einer aussagenlogischen Formel F ist eine Formeln F' in konjunktiver Normalform, so daß

Kurze Konjunktive Normalform

Wir haben im Skriptum und auf den Folien keine Definition der kurzen konjunktiven Normalform gefunden?

Antwort

Das ist korrekt.
Es wird im Skript und auf den Folien ein allgemeines Verfahren beschrieben, aber keine Definition gegeben.
Eine Definition könnte etwa wie folgt aussehen:
Eine *kurze konjuktive Normalform* zu einer aussagenlogischen Formel F ist eine Formeln F' in konjunktiver Normalform, so daß

- F und F' erfüllbarkeitsäquivalent sind

Kurze Konjunktive Normalform

Wir haben im Skriptum und auf den Folien keine Definition der kurzen konjunktiven Normalform gefunden?

Antwort

Das ist korrekt.
Es wird im Skript und auf den Folien ein allgemeines Verfahren beschrieben, aber keine Definition gegeben.
Eine Definition könnte etwa wie folgt aussehen:
Eine *kurze konjuktive Normalform* zu einer aussagenlogischen Formel F ist eine Formeln F' in konjunktiver Normalform, so daß

- F und F' erfüllbarkeitsäquivalent sind
- Ist n die Länge von F, dann hat F' eine Länge $\leq n^2$.

Prädikatenlogik

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Syntax und Semantik

- Definition der Formeln und der Strukturen für PK1

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Syntax und Semantik

- Definition der Formeln und der Strukturen für PK1
- Begriff der Substitution kennen und anwenden können.

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Syntax und Semantik

- Definition der Formeln und der Strukturen für PK1
- Begriff der Substitution kennen und anwenden können.
- Den Begriff *Unifikation* kennen und den Unifikator einfacher Terme berechnen können.

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Syntax und Semantik

- Definition der Formeln und der Strukturen für PK1
- Begriff der Substitution kennen und anwenden können.
- Den Begriff *Unifikation* kennen und den Unifikator einfacher Terme berechnen können.
- Die logischen Grundbegriffe beherrschen

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Syntax und Semantik

- Definition der Formeln und der Strukturen für PK1
- Begriff der Substitution kennen und anwenden können.
- Den Begriff *Unifikation* kennen und den Unifikator einfacher Terme berechnen können.
- Die logischen Grundbegriffe beherrschen
- Einfache semantische Tautologien erkennen können

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Syntax und Semantik

- Definition der Formeln und der Strukturen für PK1
- Begriff der Substitution kennen und anwenden können.
- Den Begriff *Unifikation* kennen und den Unifikator einfacher Terme berechnen können.
- Die logischen Grundbegriffe beherrschen
- Einfache semantische Tautologien erkennen können
- Definition der verschiedenen Normalformen

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Syntax und Semantik

- Definition der Formeln und der Strukturen für PK1
- Begriff der Substitution kennen und anwenden können.
- Den Begriff *Unifikation* kennen und den Unifikator einfacher Terme berechnen können.
- Die logischen Grundbegriffe beherrschen
- Einfache semantische Tautologien erkennen können
- Definition der verschiedenen Normalformen
- Gegebene Formeln in Normalformen transformieren

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Syntax und Semantik

- Definition der Formeln und der Strukturen für PK1
- Begriff der Substitution kennen und anwenden können.
- Den Begriff *Unifikation* kennen und den Unifikator einfacher Terme berechnen können.
- Die logischen Grundbegriffe beherrschen
- Einfache semantische Tautologien erkennen können
- Definition der verschiedenen Normalformen
- Gegebene Formeln in Normalformen transformieren
- Die Aussage des Substitutionslemmas kennen

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Syntax und Semantik

- Definition der Formeln und der Strukturen für PK1
- Begriff der Substitution kennen und anwenden können.
- Den Begriff *Unifikation* kennen und den Unifikator einfacher Terme berechnen können.
- Die logischen Grundbegriffe beherrschen
- Einfache semantische Tautologien erkennen können
- Definition der verschiedenen Normalformen
- Gegebene Formeln in Normalformen transformieren
- Die Aussage des Substitutionslemmas kennen
- Den Satz von Herbrand kennen

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Kalküle

- Resolutions- und Tableaukalkül kennen und einfache Beweise in diesen Kalkülen ausführen können

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Kalküle

- Resolutions- und Tableaukalkül kennen und einfache Beweise in diesen Kalkülen ausführen können
- Beweisidee für den Korrektheits- und Vollständigkeitsbeweis des Tableaukalküls wiedergeben.

Was Sie wissen sollten

Prädikatenlogik, Kalküle

- Resolutions- und Tableaukalkül kennen und einfache Beweise in diesen Kalkülen ausführen können
- Beweisidee für den Korrektheits- und Vollständigkeitsbeweis des Tableaukalküls wiedergeben.
- Einfache Sachverhalte in PL1 formalisieren können

Nullsemantik

Definition und Aufgabestellung

In der Definition 4.25 einer prädikatenlogischen Interpretation war verlangt worden, dass nur nichtleere Mengen als Trägermengen D auftreten können. Für die Zwecke dieser Übungsaufgabe wollen wir diese Einschränkung fallen lassen und auch $D = \emptyset$ zulassen. Wir nennen dies die *Nullsemantik*.

1. Geben Sie ein Beispiel für eine Formel an, die in der üblichen Semantik allgemeingültig ist, aber in der Nullsemantik nicht.

Nullsemantik

Definition und Aufgabestellung

In der Definition 4.25 einer prädikatenlogischen Interpretation war verlangt worden, dass nur nichtleere Mengen als Trägermengen D auftreten können. Für die Zwecke dieser Übungsaufgabe wollen wir diese Einschränkung fallen lassen und auch $D = \emptyset$ zulassen. Wir nennen dies die *Nullsemantik*.

1. Geben Sie ein Beispiel für eine Formel an, die in der üblichen Semantik allgemeingültig ist, aber in der Nullsemantik nicht.
2. Wenn man den in der Vorlesung beschrieben Tableaukalkül für die Nullsemantik benutzt, welche Eigenschaft geht dabei verloren: die Vollständigkeit oder die Korrektheit? Begründen Sie.

Nullsemantik

Definition und Aufgabestellung

In der Definition 4.25 einer prädikatenlogischen Interpretation war verlangt worden, dass nur nichtleere Mengen als Trägermengen D auftreten können. Für die Zwecke dieser Übungsaufgabe wollen wir diese Einschränkung fallen lassen und auch $D = \emptyset$ zulassen. Wir nennen dies die *Nullsemantik*.

1. Geben Sie ein Beispiel für eine Formel an, die in der üblichen Semantik allgemeingültig ist, aber in der Nullsemantik nicht.
2. Wenn man den in der Vorlesung beschrieben Tableaukalkül für die Nullsemantik benutzt, welche Eigenschaft geht dabei verloren: die Vollständigkeit oder die Korrektheit? Begründen Sie.
3. Wie muß das Tableauverfahren abgeändert werden, damit es vollständig und korrekt bezüglich der Nullsemantik ist?
   Hinweis: Eine Regel ist zu modifizieren.

Nullsemantik

Aufgabe 1

Geben Sie ein Beispiel für eine Formel an, die in der üblichen Semantik allgemeingültig ist, aber in der Nullsemantik nicht.

Nullsemantik

Aufgabe 1

Geben Sie ein Beispiel für eine Formel an, die in der üblichen Semantik allgemeingültig ist, aber in der Nullsemantik nicht.

$$(\forall x p(x)) \rightarrow \exists x p(x)$$

ist allgemeingültig in der üblichen Semantik,
in der Interpretation mit leerer Trägermenge aber falsch.

Nullsemantik

Aufgabe 1

Geben Sie ein Beispiel für eine Formel an, die in der üblichen Semantik allgemeingültig ist, aber in der Nullsemantik nicht.

$$(\forall x p(x)) \rightarrow \exists x p(x)$$

ist allgemeingültig in der üblichen Semantik,
in der Interpretation mit leerer Trägermenge aber falsch.

Das liegt daran, daß jede universell quantifizierte Variable in jeder Stuktur mit leerem Universum wahr ist.

Nullsemantik

Aufgabe 2

Wenn man den in der Vorlesung beschrieben Tableaukalkül für die Nullsemantik benutzt, welche Eigenschaft geht dabei verloren: die Vollständigkeit oder die Korrektheit? Begründen Sie.

Nullsemantik

Aufgabe 2

Wenn man den in der Vorlesung beschrieben Tableaukalkül für die Nullsemantik benutzt, welche Eigenschaft geht dabei verloren: die Vollständigkeit oder die Korrektheit? Begründen Sie.

Die Menge der erlaubten Interpretation ist für die Nullsemantik (um genau ein Element) größer. Also ist jede allgemeingültige Formel in der Nullsemantik auch allgemeingültig im bisherigen Sinne. Der unveränderte Tableaukalkül ist also weiterhin vollständig.

Nullsemantik

Aufgabe 2

Wenn man den in der Vorlesung beschrieben Tableaukalkül für die Nullsemantik benutzt, welche Eigenschaft geht dabei verloren: die Vollständigkeit oder die Korrektheit? Begründen Sie.

Die Menge der erlaubten Interpretation ist für die Nullsemantik (um genau ein Element) größer. Also ist jede allgemeingültige Formel in der Nullsemantik auch allgemeingültig im bisherigen Sinne. Der unveränderte Tableaukalkül ist also weiterhin vollständig.

Er ist aber für die Nullsemantik nicht mehr korrekt. Das Tableau mit der Wurzelmarkierung $0\forall x p(x) \rightarrow \exists x p(x)$ kann geschlossen werden, aber $\forall x p(x) \rightarrow \exists x p(x)$ ist keine Tautologie in der Nullsemantik.

Nullsemantik

Aufgabe 3

Wie muß das Tableauverfahren abgeändert werden, damit es vollständig und korrekt bezüglich der Nullsemantik ist?
Hinweis: Eine Regel ist zu modifizieren.

Nullsemantik

Aufgabe 3

Wie muß das Tableauverfahren abgeändert werden, damit es vollständig und korrekt bezüglich der Nullsemantik ist?
Hinweis: Eine Regel ist zu modifizieren.

Die γ-Regel muß eingeschränkt werden zu:

Nullsemantik

Aufgabe 3

Wie muß das Tableauverfahren abgeändert werden, damit es vollständig und korrekt bezüglich der Nullsemantik ist?
Hinweis: Eine Regel ist zu modifizieren.

Die γ-Regel muß eingeschränkt werden zu:

γ^0-Regel
Die γ-Regel, darf auf einem Pfad π nur angewendet werden, wenn

- in den Formeln von π mindestens ein Konstantensymbol vorkommt oder

Nullsemantik

Aufgabe 3

Wie muß das Tableauverfahren abgeändert werden, damit es vollständig und korrekt bezüglich der Nullsemantik ist?
Hinweis: Eine Regel ist zu modifizieren.

Die γ-Regel muß eingeschränkt werden zu:

γ^0-Regel
Die γ-Regel, darf auf einem Pfad π nur angewendet werden, wenn

- in den Formeln von π mindestens ein Konstantensymbol vorkommt oder
- auf π bereits eine δ-Regel auf eine Formel ohne freie Variablen angewendet wurde.

Nullsemantik

Die modifizierte γ^0-Regel

Das folgende Tableau kann nach dieser Regel nicht geschlossen werden:

$$
\begin{array}{ll}
(1) & 0\forall x p(x) \rightarrow \exists x p(x) \\
(2) & 1\forall x p(x) \\
(3) & 0\exists x p(x)
\end{array}
$$

Nullsemantik

Die modifizierte γ^0-Regel

Das folgende Tableau kann nach dieser Regel nicht geschlossen werden:

$$\begin{array}{ll}
(1) & 0\forall x p(x) \rightarrow \exists x p(x) \\
(2) & 1\forall x p(x) \\
(3) & 0\exists x p(x)
\end{array}$$

Die Anwendungen der γ-Regeln in den Zeilen 2 und 3 erfüllen nicht die Einschränkungen der γ^0-Regel.

Nullsemantik

Vollständigkeitsbeweis für γ^0-Regel

Der ursprüngliche Kalkül war bezgl. der Nullsemantik vollständig aber nicht korrekt.
Für den Kalkül mit der modifizierten γ-Regel beweisen wir hier die Vollständigkeit.

Nullsemantik

Vollständigkeitsbeweis für γ^0-Regel

Sei π ein offenener Pfad eines erschöpften Tableaus über $M \cup \{\neg A\}$. Wir wollen eine Struktur $\mathcal{D}_0$ mit leerem Universum finden, die alle Formeln von π erfüllt.

Nullsemantik

Vollständigkeitsbeweis für γ^0-Regel

Sei π ein offenener Pfad eines erschöpften Tableaus über $M \cup \{\neg A\}$. Wir wollen eine Struktur $\mathcal{D}_0$ mit leerem Universum finden, die alle Formeln von π erfüllt.
Wir beschränken uns auf den Fall, daß auf π kein Konstantenzeichen vorkommt.

Nullsemantik

Vollständigkeitsbeweis für γ^0-Regel

Sei π ein offenener Pfad eines erschöpften Tableaus über $M \cup \{\neg A\}$. Wir wollen eine Struktur $\mathcal{D}_0$ mit leerem Universum finden, die alle Formeln von π erfüllt.

Wir beschränken uns auf den Fall, daß auf π kein Konstantenzeichen vorkommt. Wir setzen für null-stellige Prädikatenzeichen p

$$\mathcal{D}_0 \models p \quad \Leftrightarrow \quad 1p \text{ kommt auf } \pi \text{ vor}$$

Nullsemantik

Vollständigkeitsbeweis für γ^0-Regel

Sei π ein offenener Pfad eines erschöpften Tableaus über $M \cup \{\neg A\}$. Wir wollen eine Struktur $\mathcal{D}_0$ mit leerem Universum finden, die alle Formeln von π erfüllt.

Wir beschränken uns auf den Fall, daß auf π kein Konstantenzeichen vorkommt. Wir setzen für null-stellige Prädikatenzeichen p

$$\mathcal{D}_0 \models p \quad \Leftrightarrow \quad 1p \text{ kommt auf } \pi \text{ vor}$$

Auf π kommen nur null-stellige atomare Formeln, universell quantifizierte Formeln ohne freie Variable oder aussagenlogische Kombinationen von diesen vor.

Nullsemantik

Vollständigkeitsbeweis für γ^0-Regel

Sei π ein offenener Pfad eines erschöpften Tableaus über $M \cup \{\neg A\}$. Wir wollen eine Struktur $\mathcal{D}_0$ mit leerem Universum finden, die alle Formeln von π erfüllt.
Wir beschränken uns auf den Fall, daß auf π kein Konstantenzeichen vorkommt. Wir setzen für null-stellige Prädikatenzeichen p

$$\mathcal{D}_0 \models p \quad \Leftrightarrow \quad 1p \text{ kommt auf } \pi \text{ vor}$$

Auf π kommen nur null-stellige atomare Formeln, universell quantifizierte Formeln ohne freie Variable oder aussagenlogische Kombinationen von diesen vor.
Für atomare Formeln gilt $\mathcal{D}_0 \models F$ nach Def.
Mit $\forall$ beginnenden Formeln sind in $\mathcal{D}_0$ wahr wegen des leeren Universums.
Der restliche induktive Beweis geschieht wie in der AL.

Der Modellegriff

Den Modell und Folgerungsbegriff definieren wir nur für Formeln und Formelmengen ohne freie Variablen.

Das ist mit Abstand der häufigste Anwendungsfall.

Der Fall mit freien Variablen wird aufführlich in den Übungsaufgaben im Skript behandelt.

Der Modellegriff

Den Modell und Folgerungsbegriff definieren wir nur für Formeln und Formelmengen ohne freie Variablen.
Das ist mit Abstand der häufigste Anwendungsfall.
Der Fall mit freien Variablen wird aufführlich in den Übungsaufgaben im Skript behandelt.
Sollten in einer Klausuraufgabe Formeln mit freien Variablen betrachtet werden, wird darauf explizit hingewiesen.
Das weicht von der Praxis zurückliegender Klausuren ab.

Der Modellegriff

Den Modell und Folgerungsbegriff definieren wir nur für Formeln und Formelmengen ohne freie Variablen.
Das ist mit Abstand der häufigste Anwendungsfall.
Der Fall mit freien Variablen wird aufführlich in den Übungsaufgaben im Skript behandelt.
Sollten in einer Klausuraufgabe Formeln mit freien Variablen betrachtet werden, wird darauf explizit hingewiesen.
Das weicht von der Praxis zurückliegender Klausuren ab.

Definition

- Eine Interpretation $\mathcal{D}$ über Σ nennen wir ein **Modell** einer Formel A ohne freie Variablen über Σ, wenn $val_{\mathcal{D}}(A) = W$.

Der Modellegriff

Den Modell und Folgerungsbegriff definieren wir nur für Formeln und Formelmengen ohne freie Variablen.
Das ist mit Abstand der häufigste Anwendungsfall.
Der Fall mit freien Variablen wird aufführlich in den Übungsaufgaben im Skript behandelt.
Sollten in einer Klausuraufgabe Formeln mit freien Variablen betrachtet werden, wird darauf explizit hingewiesen.
Das weicht von der Praxis zurückliegender Klausuren ab.

Definition

- Eine Interpretation $\mathcal{D}$ über Σ nennen wir ein **Modell** einer Formel A ohne freie Variablen über Σ, wenn $val_{\mathcal{D}}(A) = W$.
- $\mathcal{D}$ heißt **Modell** einer Formelmenge M ohne freie Variablen, wenn für jede Formel $B \in M$ gilt $val_{\mathcal{D}}(B) = W$.

Reduktionssysteme

Was Sie wissen sollten

- Wichtigsten Eigenschaften von Reduktionssystemen und die Zusammenhänge zwischen ihnen kennen

Was Sie wissen sollten

- Wichtigsten Eigenschaften von Reduktionssystemen und die Zusammenhänge zwischen ihnen kennen
- Gerichtete Termersetzungssystem kennen und kleine Beispiel rechnen können.

Logik zweiter Stufe

Was Sie wissen sollten

Logik zweiter Stufe

- Formeln in der Logik zweiter Stufe lesen und interpretieren können

Was Sie wissen sollten

Logik zweiter Stufe

- Formeln in der Logik zweiter Stufe lesen und interpretieren können
- einfache Sachverhalte durch Formeln der Logik zweiter Stufe formalisieren können

Was Sie wissen sollten

Logik zweiter Stufe

- Formeln in der Logik zweiter Stufe lesen und interpretieren können
- einfache Sachverhalte durch Formeln der Logik zweiter Stufe formalisieren können
- Unterschiede in der Ausdrucksstärke zur Logik erster Stufe benennen können

OCL

Was Sie wissen sollten

- grundlegende Konzepte von OCL kennen

Was Sie wissen sollten

- grundlegende Konzepte von OCL kennen
- einfache OCL Ausdrücke lesen und in prädikatenlogische Formeln oder natärliche Sprache übersetzen können

Was Sie wissen sollten

- grundlegende Konzepte von OCL kennen
- einfache OCL Ausdrücke lesen und in prädikatenlogische Formeln oder natärliche Sprache übersetzen können
- einfache Sachverhalte in OCL formalisieren können

Modale Logik

Was Sie wissen sollten

- Definition von Syntax und Semantik (Kripke Strukturen) beherrschen.

Was Sie wissen sollten

- Definition von Syntax und Semantik (Kripke Strukturen) beherrschen.
- Allgemeingültige Formeln erkennen können, auch für Allgemeingültigkeit relativ zu Kripke Strukturen mit Einschränkungen an die Zugänglicheitsrelation R.

Was Sie wissen sollten

- Definition von Syntax und Semantik (Kripke Strukturen) beherrschen.
- Allgemeingültige Formeln erkennen können, auch für Allgemeingültigkeit relativ zu Kripke Strukturen mit Einschränkungen an die Zugänglicheitsrelation R.
- Für einfache Eigenschaften von R charakterisierende Formeln finden.

Büchi Automaten

Was Sie wissen sollten

- Definition eines Büchi-Automaten kennen

Was Sie wissen sollten

- Definition eines Büchi-Automaten kennen
- Einen Büchi-Automaten, der eine vorgegebene Sprache akzeptiert, konstruieren können.

Was Sie wissen sollten

- Definition eines Büchi-Automaten kennen
- Einen Büchi-Automaten, der eine vorgegebene Sprache akzeptiert, konstruieren können.
- Zu einem gegebenen Büchi-Automaten die akzeptierte Sprache bestimmen können.

Was Sie wissen sollten

- Definition eines Büchi-Automaten kennen
- Einen Büchi-Automaten, der eine vorgegebene Sprache akzeptiert, konstruieren können.
- Zu einem gegebenen Büchi-Automaten die akzeptierte Sprache bestimmen können.
- Abschlußeigenschaften ω-regulärer Mengen kennen.

Abgeschlossenheit unter Iteration

Für den Automat $\mathcal{A}$ sei $K = L(\mathcal{A})$.
Finde $\mathcal{B}$ mit $L^\omega(\mathcal{B}) = K^\omega$.

Abgeschlossenheit unter Iteration

Für den Automat $\mathcal{A}$ sei $K = L(\mathcal{A})$.
Finde $\mathcal{B}$ mit $L^\omega(\mathcal{B}) = K^\omega$.

$\mathcal{B} = (Q_B, V, s_0^B, \delta_B, F_B)$ sei definiert durch:

$$
\begin{array}{lcll}
Q_B & = & Q_A & \\
s_0^B & = & s_0^A & \\
\delta_B(q,a) & = & \delta_A(q,a) & \text{falls } q \in Q_B \\
\delta_B(q,\epsilon) & = & \{s_0^B\} & \text{falls } q \in F_A \\
F_B & = & \{s_0^B\} &
\end{array}
$$

Abgeschlossenheit unter Iteration

Für den Automat $\mathcal{A}$ sei $K = L(\mathcal{A})$.
Finde $\mathcal{B}$ mit $L^\omega(\mathcal{B}) = K^\omega$.

$\mathcal{B} = (Q_B, V, s_0^B, \delta_B, F_B)$ sei definiert durch:

$$
\begin{array}{lcll}
Q_B & = & Q_A & \\
s_0^B & = & s_0^A & \\
\delta_B(q,a) & = & \delta_A(q,a) & \text{falls } q \in Q_B \\
\delta_B(q,\epsilon) & = & \{s_0^B\} & \text{falls } q \in F_A \\
F_B & = & \{s_0^B\} &
\end{array}
$$

Wie kann der spontane ϵ Übergang vermieden werden?

Abgeschlossenheit unter Iteration

Ohne ϵ Übergang

Ohne Beschränkung der Allgemeinheit können wir annehmen, so daß für jeden Endzustand q_f des Automat $\mathcal{A}$ und jeden Buchstaben x des Vokabulars $\delta_A(q_f, x) = \emptyset$ gilt.

Abgeschlossenheit unter Iteration

Ohne ϵ Übergang

Ohne Beschränkung der Allgemeinheit können wir annehmen, so daß für jeden Endzustand q_f des Automat $\mathcal{A}$ und jeden Buchstaben x des Vokabulars $\delta_A(q_f, x) = \emptyset$ gilt.

Der Automat $\mathcal{B}$ sei wie folgt definiert:

$$
\begin{array}{lcll}
Q_B & = & Q_A & \\
s_0^B & = & s_0^A & \\
\delta_B(q,x) & = & \delta_A(q,x) & \text{falls } q \notin F_A, x \in V \\
\delta_B(q,x) & = & \delta_A(q,x) \cup \delta_A(s_0^A, x) & \text{falls } q \in F_A, x \in V \\
F_B & = & F_A &
\end{array}
$$

Abgeschlossenheit unter Iteration

Ohne ϵ Übergang

Ohne Beschränkung der Allgemeinheit können wir annehmen, so daß für jeden Endzustand q_f des Automat $\mathcal{A}$ und jeden Buchstaben x des Vokabulars $\delta_A(q_f, x) = \emptyset$ gilt.

Der Automat $\mathcal{B}$ sei wie folgt definiert:

$$
\begin{array}{lcll}
Q_B & = & Q_A & \\
s_0^B & = & s_0^A & \\
\delta_B(q,x) & = & \delta_A(q,x) & \text{falls } q \notin F_A, x \in V \\
\delta_B(q,x) & = & \delta_A(q,x) \cup \delta_A(s_0^A, x) & \text{falls } q \in F_A, x \in V \\
F_B & = & F_A &
\end{array}
$$

Es gilt $L^\omega(\mathcal{B}) = L(\mathcal{A})^\omega$.

LTL

Was Sie wissen sollten

- LTL-Formeln lesen können

Was Sie wissen sollten

- LTL-Formeln lesen können
- Einfache temporale Eigenschaften in LTL formalisieren können.

Was Sie wissen sollten

- LTL-Formeln lesen können
- Einfache temporale Eigenschaften in LTL formalisieren können.
- Zusammenhang zwischen LTL und Büchi Automaten kennen.

Was Sie wissen sollten

- LTL-Formeln lesen können
- Einfache temporale Eigenschaften in LTL formalisieren können.
- Zusammenhang zwischen LTL und Büchi Automaten kennen.
- Für einfache LTL Formeln den zugehörigen Büchi Automaten konstruieren können und umgekehrt.

Was Sie wissen sollten

- LTL-Formeln lesen können
- Einfache temporale Eigenschaften in LTL formalisieren können.
- Zusammenhang zwischen LTL und Büchi Automaten kennen.
- Für einfache LTL Formeln den zugehörigen Büchi Automaten konstruieren können und umgekehrt.
- Konzept der LTL Modellprüfung kennen.

Übungsblatt 12, Aufgabe 3

Zusammenhang zwischen omega-Struktur und Kripkestruktur

Eine omega-Struktur $\mathcal{R} = (\mathbb{N}, <, \xi)$ für eine aussagenlogische Signatur P besteht aus der geordneten Menge der natürlichen Zahlen $(\mathbb{N}, <)$ interpretiert als Menge abstrakter Zeitpunkte und einer Funktion $\xi : \mathbb{N} \to 2^P$ mit der Intention $p \in \xi(n) \Leftrightarrow$ in $\mathcal{R}$ ist p zum Zeitpunkt n wahr.

Übungsblatt 12, Aufgabe 3

Zusammenhang zwischen omega-Struktur und Kripkestruktur

Eine omega-Struktur $\mathcal{R} = (\mathbb{N}, <, \xi)$ für eine aussagenlogische Signatur P besteht aus der geordneten Menge der natürlichen Zahlen $(\mathbb{N}, <)$ interpretiert als Menge abstrakter Zeitpunkte und einer Funktion $\xi : \mathbb{N} \to 2^P$ mit der Intention $p \in \xi(n) \Leftrightarrow$ in $\mathcal{R}$ ist p zum Zeitpunkt n wahr.

$\xi \models \Diamond A$ gdw es gibt ein $n \in \mathbb{N}$ mit $\xi_n \models A$

Übungsblatt 12, Aufgabe 3

Zusammenhang zwischen omega-Struktur und Kripkestruktur

Eine omega-Struktur $\mathcal{R} = (\mathbb{N}, <, \xi)$ für eine aussagenlogische Signatur P besteht aus der geordneten Menge der natürlichen Zahlen $(\mathbb{N}, <)$ interpretiert als Menge abstrakter Zeitpunkte und einer Funktion $\xi : \mathbb{N} \rightarrow 2^P$ mit der Intention $p \in \xi(n) \Leftrightarrow$ in $\mathcal{R}$ ist p zum Zeitpunkt n wahr.

$\xi \models \Diamond A$ gdw es gibt ein $n \in \mathbb{N}$ mit $\xi_n \models A$

Will man eine Kripkestruktur $\mathcal{K} = (S, R, I)$ angeben, so daß die Bedeutung des $\Diamond$ Operators erhalten bleibt, so setzt man:

Übungsblatt 12, Aufgabe 3

Zusammenhang zwischen omega-Struktur und Kripkestruktur

Eine omega-Struktur $\mathcal{R} = (\mathbb{N}, <, \xi)$ für eine aussagenlogische Signatur P besteht aus der geordneten Menge der natürlichen Zahlen $(\mathbb{N}, <)$ interpretiert als Menge abstrakter Zeitpunkte und einer Funktion $\xi : \mathbb{N} \to 2^P$ mit der Intention $p \in \xi(n) \Leftrightarrow$ in $\mathcal{R}$ ist p zum Zeitpunkt n wahr.

$\xi \models \Diamond A$ gdw es gibt ein $n \in \mathbb{N}$ mit $\xi_n \models A$

Will man eine Kripkestruktur $\mathcal{K} = (S, R, I)$ angeben, so daß die Bedeutung des $\Diamond$ Operators erhalten bleibt, so setzt man:

$$\begin{array}{lcl} S & = & \mathbb{N} \\ R(x,y) & \leftrightarrow & x \leq y \\ I(p,s) = W & \leftrightarrow & p \in \xi(s) \end{array}$$

Beispiel

zur allgemeinen Konstruktion

$B = \Diamond\Box p$

Beispiel

zur allgemeinen Konstruktion

$B = \Diamond\Box p$
$B = 1 \ \mathbf{U} \ \Box p$

Beispiel

zur allgemeinen Konstruktion

$B = \Diamond\Box p$
$B = 1 \;\mathbf{U}\; \Box p$
$B = 1 \;\mathbf{U}\; \neg(\neg 0 \;\mathbf{U}\; \neg p)$

Beispiel

zur allgemeinen Konstruktion

$B = \Diamond\Box p$
$B = 1 \;\mathbf{U}\; \Box p$
$B = 1 \;\mathbf{U}\; \neg(\neg 0 \;\mathbf{U}\; \neg p)$
$B = 1 \;\mathbf{U}\; (0 \;\mathbf{V}\; p)$

Beispiel

zur allgemeinen Konstruktion

$B = \Diamond\Box p$
$B = 1 \ \mathbf{U} \ \Box p$
$B = 1 \ \mathbf{U} \ \neg(\neg 0 \ \mathbf{U} \ \neg p)$
$B = 1 \ \mathbf{U} \ (0 \ \mathbf{V} \ p)$

$V = \{\{p\} \equiv p, \quad \{\} \equiv \neg p\}$

Beispiel

zur allgemeinen Konstruktion

$B = \Diamond\Box p$
$B = 1 \ \mathbf{U} \ \Box p$
$B = 1 \ \mathbf{U} \ \neg(\neg 0 \ \mathbf{U} \ \neg p)$
$B = 1 \ \mathbf{U} \ (0 \ \mathbf{V} \ p)$

$V = \{\{p\} \equiv p, \quad \{\} \equiv \neg p\}$
$subFml(B) = \{B, B_0 = 0 \ \mathbf{V} \ p, p, \qquad \mathbf{1}, \mathbf{0}\}$

Beispiel

zur allgemeinen Konstruktion

$B = \Diamond\Box p$
$B = 1 \; \mathbf{U} \; \Box p$
$B = 1 \; \mathbf{U} \; \neg(\neg 0 \; \mathbf{U} \; \neg p)$
$B = 1 \; \mathbf{U} \; (0 \; \mathbf{V} \; p)$

$V = \{\{p\} \equiv p, \quad \{\} \equiv \neg p\}$
$subFml(B) = \{B, B_0 = 0 \; \mathbf{V} \; p, p, \qquad \mathbf{1}, \mathbf{0}\}$
$S = \{\{B\}, \{B_0\}, \{p\}, \{B, B_0, p\}, \{B, B_0\}\{B, p\}\{B_0, p\}\}$

Beispiel

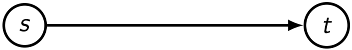
zur allgemeinen Konstruktion

$B = \Diamond\Box p$
$B = 1 \mathbf{U} \Box p$
$B = 1 \mathbf{U} \neg(\neg 0 \mathbf{U} \neg p)$
$B = 1 \mathbf{U} (0 \mathbf{V} p)$

$V = \{\{p\} \equiv p, \quad \{\} \equiv \neg p\}$
$subFml(B) = \{B, B_0 = 0 \mathbf{V} p, p, \qquad \mathbf{1}, \mathbf{0}\}$
$S = \{\{B\}, \{B_0\}, \{p\}, \{B, B_0, p\}, \{B, B_0\}\{B, p\}\{B_0, p\}\}$
$E_1 = 1 \mathbf{U} B_0$ i.e. $A_1 = \mathbf{1}$, $B_1 = B_0$
$\mathcal{F} = \{F_1\}$
$F_1 = \{\{B_0\}, \{p\}, \{B_0, p\}, \{B, B_0\}, \{B, B_0, p\}\}$

Beispiel

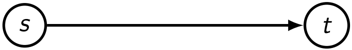
Übergangsfunktion



4. Falls $A\ \mathbf{U}\ B \in s$, dann gilt $B \in s$ oder ($A \in s$ und $A\ \mathbf{U}\ B \in t$).
5. Falls $A\ \mathbf{V}\ B \in s$, dann ($B \in s$ und $A \in s$) oder ($B \in s$ und $A\ \mathbf{V}\ B \in t$).

Beispiel

Übergangsfunktion

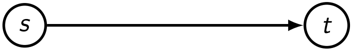


4. Falls $A \ \mathbf{U}\ B \in s$, dann gilt $B \in s$ oder ($A \in s$ und $A \ \mathbf{U}\ B \in t$).
5. Falls $A \ \mathbf{V}\ B \in s$, dann ($B \in s$ und $A \in s$) oder ($B \in s$ und $A \ \mathbf{V}\ B \in t$).

4. Falls $1 \ \mathbf{U}\ B_0 \in s$, dann gilt $B_0 \in s$ oder ($1 \in s$ und $1 \ \mathbf{U}\ B_0 \in t$).
5. Falls $0 \ \mathbf{V}\ p \in s$, dann ($p \in s$ und $0 \in s$) oder ($p \in s$ und $0 \ \mathbf{V}\ p \in t$).

Beispiel

Übergangsfunktion



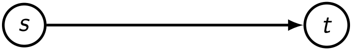
4. Falls A **U** $B \in s$, dann gilt $B \in s$ oder ($A \in s$ und A **U** $B \in t$).
5. Falls A **V** $B \in s$, dann ($B \in s$ und $A \in s$) oder ($B \in s$ und A **V** $B \in t$).

4. Falls 1 **U** $B_0 \in s$, dann gilt $B_0 \in s$ oder ($1 \in s$ und 1 **U** $B_0 \in t$).
5. Falls 0 **V** $p \in s$, dann ($p \in s$ und $0 \in s$) oder ($p \in s$ und 0 **V** $p \in t$).

4. Falls $B \in s$, dann gilt $B_0 \in s$ oder $B \in t$.
5. Falls $B_0 \in s$, dann ($p \in s$ und $B_0 \in t$).

Beispiel

Übergangsfunktion



$B \in s, B_0 \notin s$	$B \in t$
$B \in s, B_0 \in s$	keine Einschränkung
$B_0 \in s, p \in s$	$B_0 \in t$
$B_0 \in s, p \notin s$	nicht möglich

Beispiel

Übergangsfunktion

$$s \longrightarrow t$$

$B \in s, B_0 \notin s$	$B \in t$
$B \in s, B_0 \in s$	keine Einschränkung
$B_0 \in s, p \in s$	$B_0 \in t$
$B_0 \in s, p \notin s$	nicht möglich

$$S = \{\{B\}, \{B_0\}, \{p\}, \{B, B_0, p\}, \{B, B_0\}, \{B, p\}\{B_0, p\}\}$$

Beispiel

Übergangsfunktion

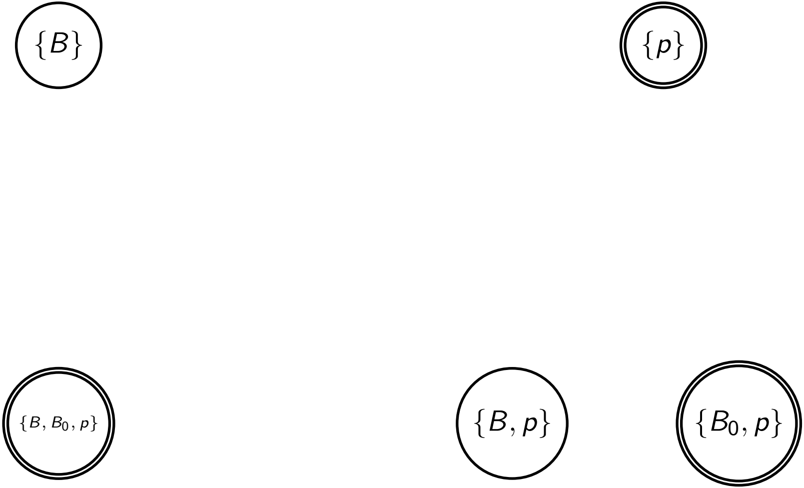
$$s \longrightarrow t$$

$B \in s, B_0 \notin s$	$B \in t$
$B \in s, B_0 \in s$	keine Einschränkung
$B_0 \in s, p \in s$	$B_0 \in t$
$B_0 \in s, p \notin s$	nicht möglich

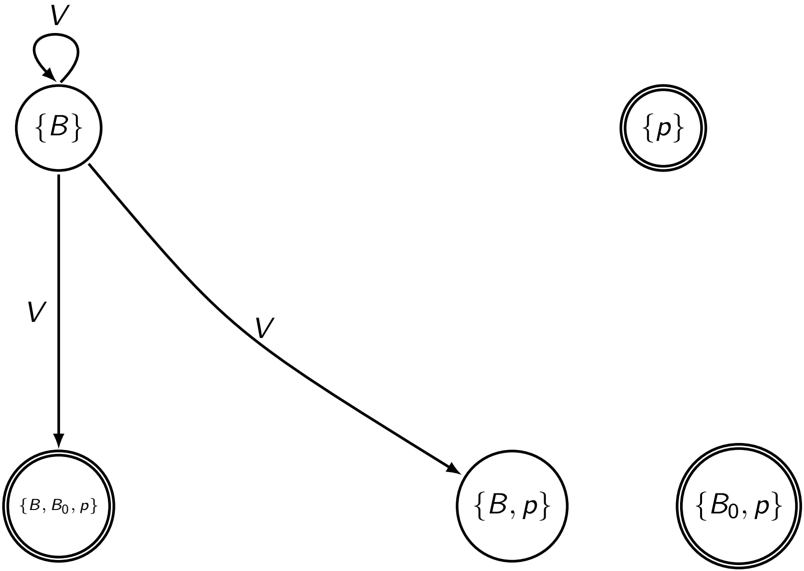
$$S = \{\{B\}, \{B_0\}, \{p\}, \{B, B_0, p\}, \{B, B_0\}, \{B, p\}\{B_0, p\}\}$$

Sackgassen

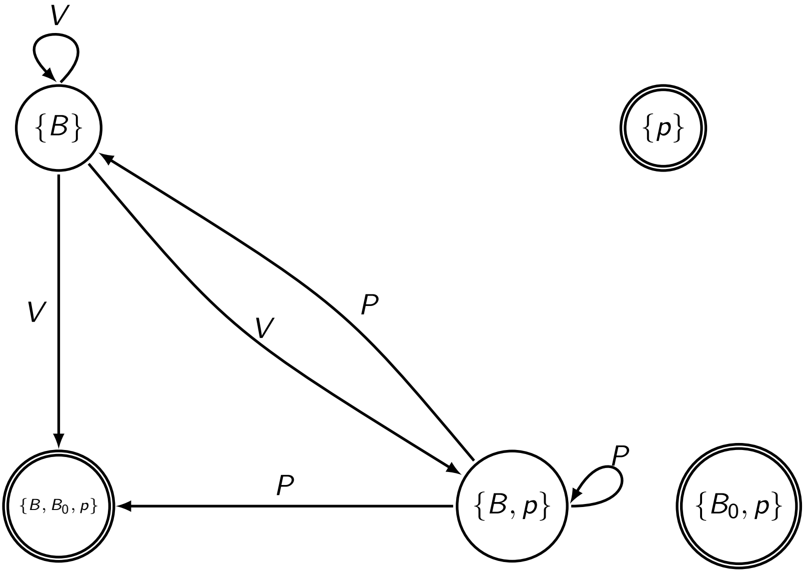
Beispiel



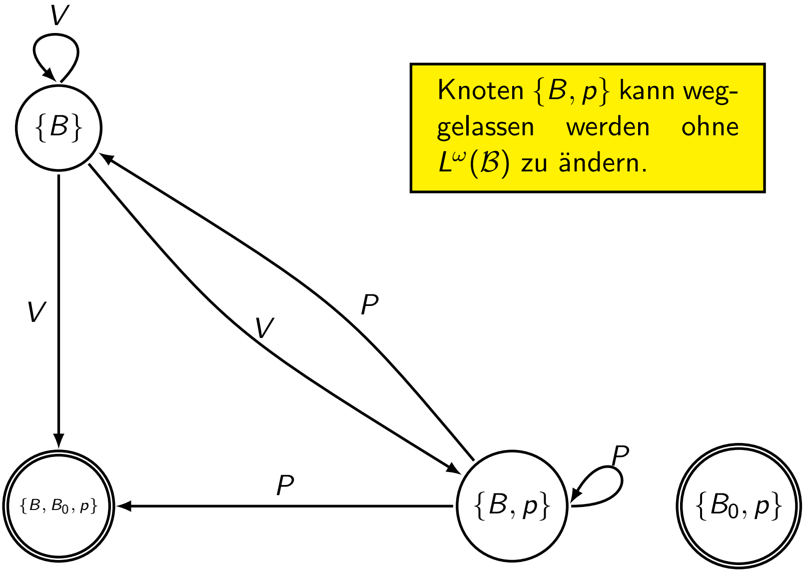
Beispiel



Beispiel

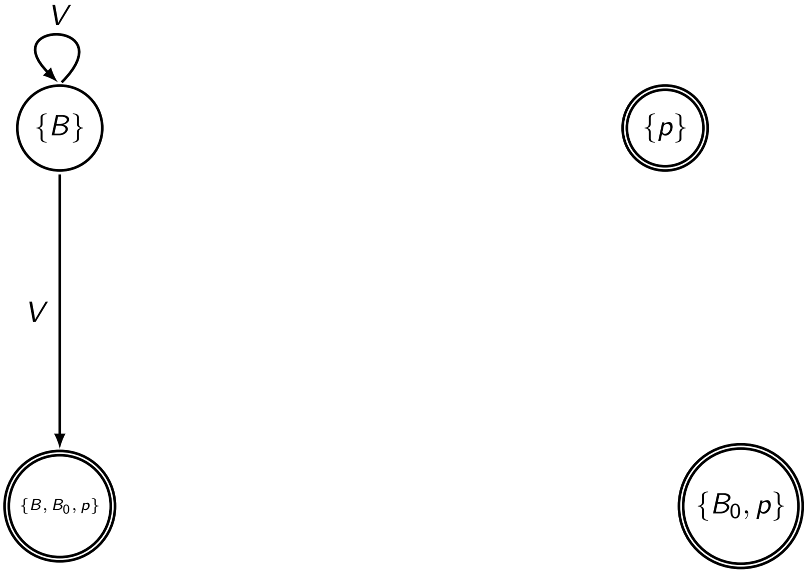


Beispiel

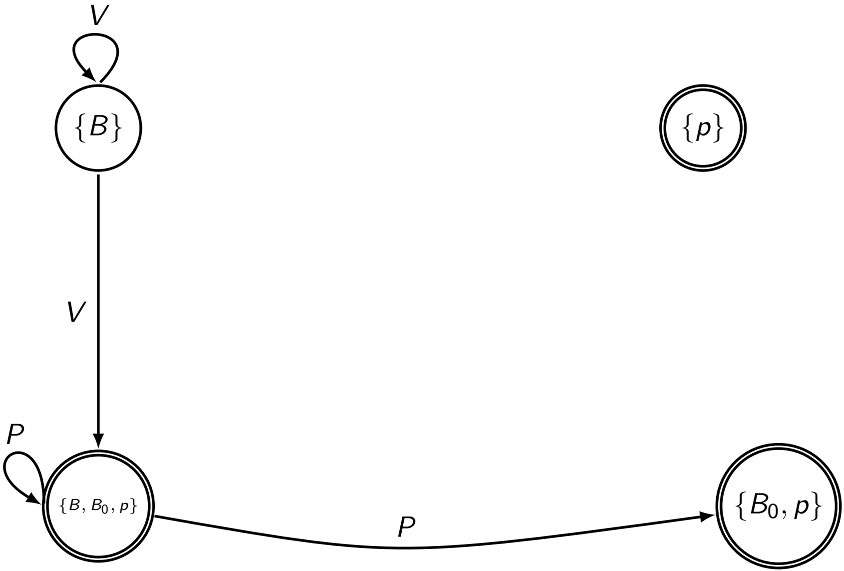


Knoten $\{B, p\}$ kann weggelassen werden ohne $L^\omega(\mathcal{B})$ zu ändern.

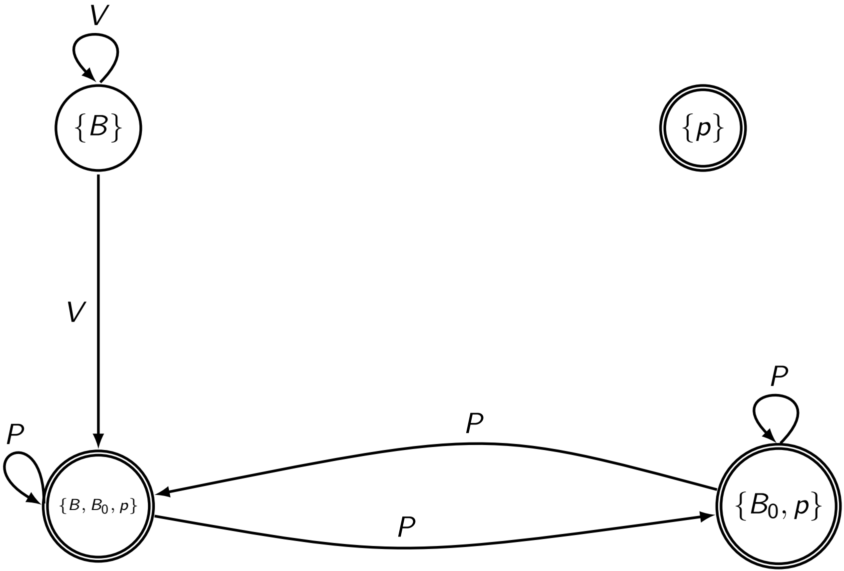
Beispiel



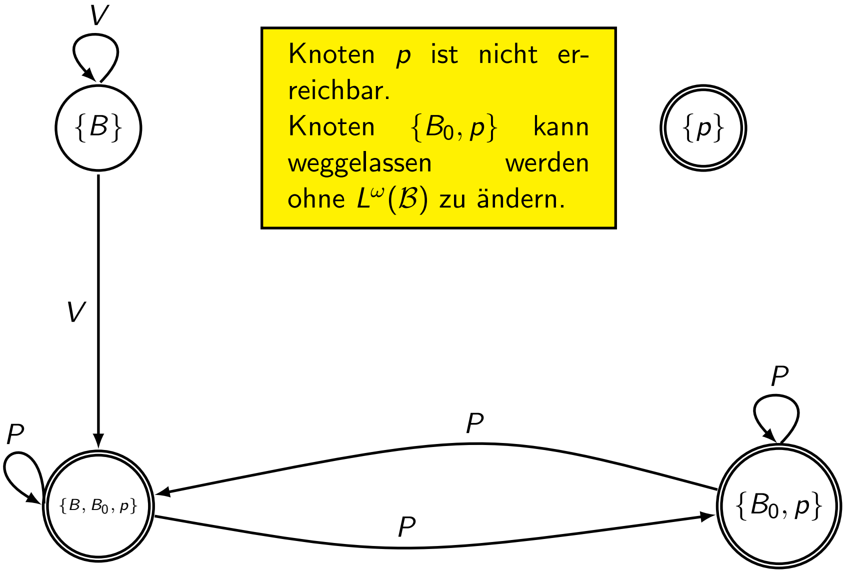
Beispiel



Beispiel



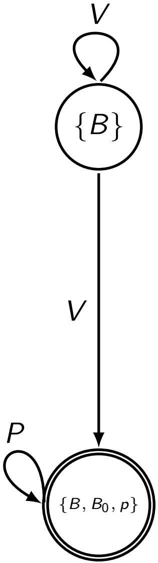
Beispiel



Knoten p ist nicht erreichbar.
Knoten $\{B_0, p\}$ kann weggelassen werden ohne $L^\omega(\mathcal{B})$ zu ändern.

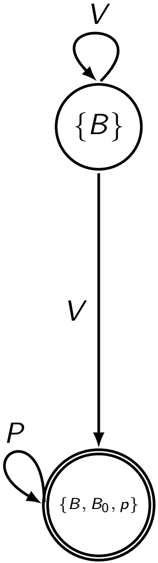
Beispiel

Endergebnis



Beispiel

Endergebnis



Beide verbleibenden Zustände sind Startzustände.
Man sieht aber, daß es genügt $\{B\}$ als Startzustand zu haben.

Allgemeines

Häufig gestellte Frage

Ist es erlaubt, jede einigermaßen verbreitete Notation zu verwenden, solange man an einem aktuellen Informatik Lehrbuch nachweisen kann, daß es diese Notation gibt?

Häufig gestellte Frage

Ist es erlaubt, jede einigermaßen verbreitete Notation zu verwenden, solange man an einem aktuellen Informatik Lehrbuch nachweisen kann, daß es diese Notation gibt?

Bitte, halten Sie sich an die in der Vorlesung und im Skriptum verwendete Notation.
Wir werden bei der Korrektur der Klausur versuchen flexibel zu sein. Das heißt aber nicht, daß wir alles akzeptieren können.

Häufig gestellte Frage

Werden in der Klausur Definitionen abgefragt wurden.

Häufig gestellte Frage

Werden in der Klausur Definitionen abgefragt wurden.

In der Regel werden Definitionen nicht direkt abgefragt, sondern Aufgaben gestellt, die voraussetzen, daß man die Definition kennt.

Häufig gestellte Frage

Werden in der Klausur Definitionen abgefragt wurden.

In der Regel werden Definitionen nicht direkt abgefragt, sondern Aufgaben gestellt, die voraussetzen, daß man die Definition kennt.

Sie können mit Ankreuzaufgaben im Wert von 10-12 Punkten aus 60 rechnen.

Häufig gestellte Frage

In alten Klausuren kommen fast ausschließlich Tableau - und Resolutionskalkül vor. Ist der Sequenzenkalkül ausgeschlossen?

Häufig gestellte Frage

In alten Klausuren kommen fast ausschließlich Tableau - und Resolutionskalkül vor. Ist der Sequenzenkalkül ausgeschlossen?

Ja, es werden keine Klausuraufgaben zum Sequenzenkalkül in der Prädikatenlogik gestellt.

Häufig gestellte Frage

Wie soll man in der Klausur Sequenzen-, Tableau-, Resolutions oder DPLL-Beweise aufschreiben?

Häufig gestellte Frage

Wie soll man in der Klausur Sequenzen-, Tableau-, Resolutions oder DPLL-Beweise aufschreiben?

Antwort

Wir bestehen nicht auf einem normierten Format. Es sollte aber klar erkennbar sein, was sie gemacht haben.

Häufig gestellte Frage

Wie soll man in der Klausur Sequenzen-, Tableau-, Resolutions oder DPLL-Beweise aufschreiben?

Antwort

Wir bestehen nicht auf einem normierten Format. Es sollte aber klar erkennbar sein, was sie gemacht haben.

z.B. für DPLL sollte klar sein (Terminologie von Blatt 4 Aufgabe 2)

- ob Sie einen `chooseLiteral` oder eine `unit_propagate` Schritt ausführen

Häufig gestellte Frage

Wie soll man in der Klausur Sequenzen-, Tableau-, Resolutions oder DPLL-Beweise aufschreiben?

Antwort

Wir bestehen nicht auf einem normierten Format. Es sollte aber klar erkennbar sein, was sie gemacht haben.

z.B. für DPLL sollte klar sein (Terminologie von Blatt 4 Aufgabe 2)

- ob Sie einen `chooseLiteral` oder eine `unit_propagate` Schritt ausführen
- bei einem `chooseLiteral` Schritt sollte klar sein welches Literal Sie ausgewählt haben

Häufig gestellte Frage

Wie soll man in der Klausur Sequenzen-, Tableau-, Resolutions oder DPLL-Beweise aufschreiben?

Antwort

Wir bestehen nicht auf einem normierten Format. Es sollte aber klar erkennbar sein, was sie gemacht haben.

z.B. für DPLL sollte klar sein (Terminologie von Blatt 4 Aufgabe 2)

- ob Sie einen `chooseLiteral` oder eine `unit_propagate` Schritt ausführen
- bei einem `chooseLiteral` Schritt sollte klar sein welches Literal Sie ausgewählt haben
- bei einem `unit_propagate` Schritt sollte klar sein welche Klauseln Sie ganz streichen und welches Literal Sie aus einer Klausel entfernen

Häufig gestellte Frage

Wie soll man in der Klausur Sequenzen-, Tableau-, Resolutions oder DPLL-Beweise aufschreiben?

Antwort

Wir bestehen nicht auf einem normierten Format. Es sollte aber klar erkennbar sein, was sie gemacht haben.
z.B. für DPLL sollte klar sein (Terminologie von Blatt 4 Aufgabe 2)

- ob Sie einen `chooseLiteral` oder eine `unit_propagate` Schritt ausführen
- bei einem `chooseLiteral` Schritt sollte klar sein welches Literal Sie ausgewählt haben
- bei einem `unit_propagate` Schritt sollte klar sein welche Klauseln Sie ganz streichen und welches Literal Sie aus einer Klausel entfernen
- wann das Verfahren terminiert

Häufig gestellte Frage

Wie soll man in der Klausur Sequenzen-, Tableau-, Resolutions oder DPLL-Beweise aufschreiben?

Antwort

Wir bestehen nicht auf einem normierten Format. Es sollte aber klar erkennbar sein, was sie gemacht haben.
z.B. für DPLL sollte klar sein (Terminologie von Blatt 4 Aufgabe 2)

- ob Sie einen `chooseLiteral` oder eine `unit_propagate` Schritt ausführen
- bei einem `chooseLiteral` Schritt sollte klar sein welches Literal Sie ausgewählt haben
- bei einem `unit_propagate` Schritt sollte klar sein welche Klauseln Sie ganz streichen und welches Literal Sie aus einer Klausel entfernen
- wann das Verfahren terminiert
- das Gesamtergebnis (Erfüllbarkeit, Nichterfüllbarkeit).

Format (Fortsetzung)

Antwort

- für die Notation von prädikatenlogischen Tableaubeweisen kann man sich an der Musterlösung zu Aufgabe 2 von Blatt 8 orientieren.

Format (Fortsetzung)

Antwort

- für die Notation von prädikatenlogischen Tableaubeweisen kann man sich an der Musterlösung zu Aufgabe 2 von Blatt 8 orientieren.
- für die Notation von prädikatenlogischen Resolutionsbeweisen kann man sich an der Musterlösung zu Aufgabe 3 von Blatt 6 orientieren.

Format (Fortsetzung)

Antwort

- für die Notation von prädikatenlogischen Tableaubeweisen kann man sich an der Musterlösung zu Aufgabe 2 von Blatt 8 orientieren.
- für die Notation von prädikatenlogischen Resolutionsbeweisen kann man sich an der Musterlösung zu Aufgabe 3 von Blatt 6 orientieren.
- Wenn Sie mit Pfeilen innerhalb einer Herleitung andeuten wollen welche Formel(n) aus welcher Formel hervorgehen, seien Sie besonders sorgfältig. Diese Zeichnungen sind häufig für eine andere Person nicht so eindeutig wie man selber annimmt.

Häufig gestellte Frage

Wie kann man Prädikaten- und Funktionssymbole in einer Aufgabenstellung auseinanderhalten?

Häufig gestellte Frage

Wie kann man Prädikaten- und Funktionssymbole in einer Aufgabenstellung auseinanderhalten?

Antwort

In des meisten Fällen ist das explizit in der Signatur Σ vorgegeben.

Häufig gestellte Frage

Wie kann man Prädikaten- und Funktionssymbole in einer Aufgabenstellung auseinanderhalten?

Antwort

In des meisten Fällen ist das explizit in der Signatur Σ vorgegeben. Diese Information kann man in den meisten Fällen auch erschließen.

$$(f(a, g(y)) \land u(p(x), q)) \to (a \doteq m(r) \lor \neg s(0, 0))$$

Häufig gestellte Frage

Wie kann man Prädikaten- und Funktionssymbole in einer Aufgabenstellung auseinanderhalten?

Antwort

In des meisten Fällen ist das explizit in der Signatur Σ vorgegeben. Diese Information kann man in den meisten Fällen auch erschließen.

$$(f(a, g(y)) \wedge u(p(x), q)) \rightarrow (a \doteq m(r) \vee \neg s(0, 0))$$

Prädikatszeichen: $f(-,-)$, $u(-,-)$, $s(-,-)$
Funktionszeichen: $a, q, r, 0$, $g(-)$, $p(-)$, $m(-)$,

Häufig gestellte Frage

Wie soll man argumentieren, wenn bei einer Unifikationsaufgabe zwei Terme nicht unifizierbar sind?

Antwort

Geben Sie den Grund für die Nichtunifizierbarkeit an, also z.B.

- nicht unifizierbar, weil führende Funktionszeichen verschieden sind

Häufig gestellte Frage

Wie soll man argumentieren, wenn bei einer Unifikationsaufgabe zwei Terme nicht unifizierbar sind?

Antwort

Geben Sie den Grund für die Nichtunifizierbarkeit an, also z.B.

- nicht unifizierbar, weil führende Funktionszeichen verschieden sind
- nicht unifizierbar wegen Variablenbedingung (*occur clash*)

Häufig gestellte Frage

Wie soll man argumentieren, wenn bei einer Unifikationsaufgabe zwei Terme nicht unifizierbar sind?

Antwort

Geben Sie den Grund für die Nichtunifizierbarkeit an, also z.B.

- nicht unifizierbar, weil führende Funktionszeichen verschieden sind
- nicht unifizierbar wegen Variablenbedingung (*occur clash*)
- unter Umständen sind erst einige Schritte im Robinsonschen Algorithmus durchzuführen bevor die Nichtunifizierbarkeit aus einem der beiden genannten Gründen ersichtlich wird.

ENDE