ulm university universität ulm

# Semantic Web Grundlagen

## Tableau Prozeduren

Birte Glimm
Institut für Künstliche Intelligenz | 28. Nov 2011

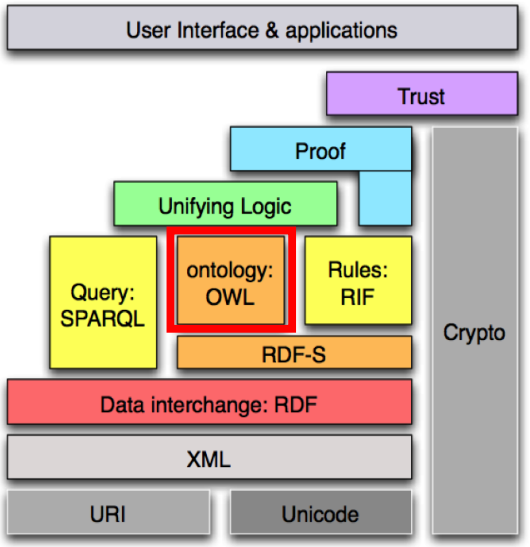


## Organisatorisches: Inhalt

| | | | |
|---|---|---|---|
| Einleitung und XML | 17. Okt | SPARQL Syntax & Intuition | 12. Dez |
| Einführung in RDF | 20. Okt | Übung 4 | 15. Dez |
| RDF Schema | 24. Okt | SPARQL Semantik | 19. Dez |
| fällt aus | 27. Okt | SPARQL 1.1 | 22. Dez |
| Logik – Grundlagen | 31. Okt | Übung 5 | 9. Jan |
| Übung 1 | 3. Nov | SPARQL Entailment | 12. Jan |
| Semantik von RDF(S) | 7. Nov | SPARQL Implemetierung | 16. Jan |
| RDF(S) & Datalog Regeln | 10. Nov | Abfragen & RIF | 19. Jan |
| OWL Syntax & Intuition | 14. Nov | Übung 6 | 23. Jan |
| Übung 2 | 17. Nov | Ontology Editing | 26. Jan |
| OWL & BLs | 21. Nov | Ontology Engineering | 30. Jan |
| OWL 2 | 24. Nov | Linked Data | 2. Feb |
| Tableau | 28. Nov | Übung 7 | 6. Feb |
| Übung 3 | 1. Dez | SemWeb Anwendungen | 9. Feb |
| Blocking & Unravelling | 5. Dez | Wiederholung | 13. Feb |
| Hypertableau | 8. Dez | Übung 8 | 16. Feb |



## OWL 2






## Agenda

- Generelle Idee des Tableaukalküls
- Propositionales Beispiel
- Transformation in Negationsnormalform
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Konzepten
- Korrektheit und Terminierung
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Wissensbasen
- Zusammenfassung

## Automatisierbarkeit

- Bisher Erfüllbarkeit von OWL Axiomen ad-hoc betrachtet
- Ein Konzept ist erfüllbar, wenn es ein Modell hat
  $\rightsquigarrow$ Idee: Konstruktives Entscheidungsverfahren um Modelle zu bauen
- Analog zu Wahrheitstabellen in der Aussagenlogik

$$(p \vee q) \rightarrow (\neg p \vee \neg q)$$

Negation vor komplexen Ausdrücken und nicht-atomare Operatoren schwierig, daher umformulieren:

$$\begin{aligned} &\neg(p \vee q) \vee (\neg p \vee \neg q) \\ &(\neg p \wedge \neg q) \vee (\neg p \vee \neg q) \\ &(\neg p \wedge \neg q) \vee \neg p \vee \neg q \end{aligned}$$

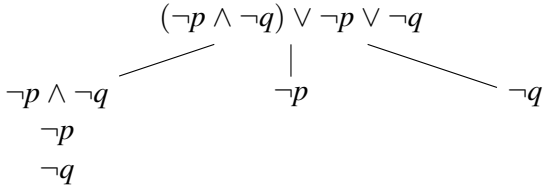


## Agenda

- Generelle Idee des Tableaukalküls
- Propositionales Beispiel
- Transformation in Negationsnormalform
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Konzepten
- Korrektheit und Terminierung
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Wissensbasen
- Zusammenfassung



## Einfaches Tableau

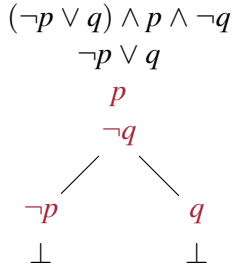



- Disjunktionen führen zu *Zweigen* (branch) im Tableau
- Tableau: Endliche Menge von Tableauzweigen
- Vergleich Wahrheitstabelle

| $I(p)$ | $I(q)$ | $I(\neg p)$ | $I(\neg q)$ | $I(p \vee q)$ | $I(\neg p \vee \neg q)$ | $I((p \vee q) \rightarrow (\neg p \vee \neg q))$ |
|---|---|---|---|---|---|---|
| $t$ | $t$ | $f$ | $f$ | $t$ | $f$ | $f$ |
| $t$ | $f$ | $f$ | $t$ | $t$ | $t$ | $t$ |
| $f$ | $t$ | $t$ | $f$ | $t$ | $t$ | $t$ |
| $f$ | $f$ | $t$ | $t$ | $f$ | $t$ | $t$ |

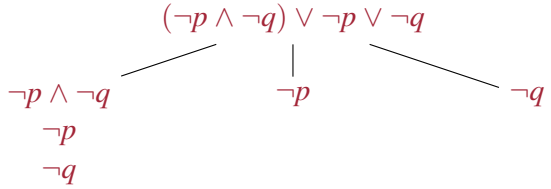


## Einfaches Tableau mit Widerspruch




- Befindet sich auf einem Zweig ein atomarer Widerspruch (clash), ist dieser Zweig *abgeschlossen*
- Ein Tableau ist *abgeschlossen*, wenn alle Zweige abgeschlossen sind
- Ein komplettes Tableau ohne offenen Zweig zeigt die Unerfüllbarkeit der Formel

## Modellkonstruktion vom Tableau




- Ausgehend von einem offenen Zweig können wir ein Modell bauen
- Setze I(p)=false und I(q)=false
- Setze I(p)=false (I(q) is irrelevant, da nicht im Tableau, default Belegung false)
- Setze I(q)=false (I(p) is irrelevant, da nicht im Tableau, default Belegung false)

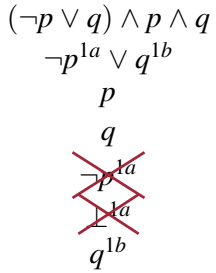


## Propositionales Tableau

- Es werden nicht immer exponentiel viele Kombinationen gebildet, wie in der Wahrheitstabelle
- Zweige können nacheinander gebaut werden $\rightsquigarrow$ nur polynomieller Platz gebraucht
- Für das Erfüllbarkeitstesten können wir aufhören, sobald ein kompletter offener Zweig gefunden wurde



## Konstruktion von je einem Zweig




- Bei einer Disjunktion setzten wir Wählpunkte (choice points)
- Alle Tableauerweiterung die von der Wahl abhängen werden ebenfalls markiert
- Bei Widerspruch auf Grund einer Wahl: revidiere markierte Formeln und versuche nächste Wahl



## Vom Propositionalen Tableau zu Tableaux für BLs

Wie kann das Tableau zum Testen der Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Konzepten erweitert werden?

- Tableau repräsentiert ein Element in der Domäne
- Tableauzweig: Endliche Menge von Aussagen der Form $C(a)$, $\neg C(a)$, $r(a,b)$
- Für Existenzquantoren werden neue Elemente eingeführt
- Allquantoren propagieren Formeln zu benachbarten Elementen

## Agenda

- Generelle Idee des Tableaukalküls
- Propositionales Beispiel
- Transformation in Negationsnormalform
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Konzepten
- Korrektheit und Terminierung
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Wissensbasen
- Zusammenfassung



## Aussagenlogik – Einige logische Äquivalenzen

- Unser Ziel ist es, Negation nur vor atomaren Konzepten zu haben

$\rightsquigarrow$ siehe Vorlesung 5: Logik – Grundlagen

$$\varphi \wedge \psi \equiv \psi \wedge \varphi \qquad \varphi \rightarrow \psi \equiv \neg\varphi \vee \psi$$
$$\varphi \vee \psi \equiv \psi \vee \varphi \qquad \varphi \leftrightarrow \psi \equiv (\varphi \rightarrow \psi) \wedge (\psi \rightarrow \varphi)$$
$$\varphi \wedge (\psi \wedge \omega) \equiv (\varphi \wedge \psi) \wedge \omega \qquad \neg(\varphi \wedge \psi) \equiv \neg\varphi \vee \neg\psi$$
$$\varphi \vee (\psi \vee \omega) \equiv (\varphi \vee \psi) \vee \omega \qquad \neg(\varphi \vee \psi) \equiv \neg\varphi \wedge \neg\psi$$
$$\varphi \wedge \varphi \equiv \varphi \qquad \neg\neg\varphi \equiv \varphi$$
$$\varphi \vee \varphi \equiv \varphi$$
$$\varphi \wedge (\psi \vee \varphi) \equiv \varphi \qquad \varphi \vee (\psi \wedge \omega) \equiv (\varphi \vee \psi) \wedge (\varphi \vee \omega)$$
$$\varphi \vee (\psi \wedge \varphi) \equiv \varphi \qquad \varphi \wedge (\psi \vee \omega) \equiv (\varphi \wedge \psi) \vee (\varphi \wedge \omega)$$



## Weitere logische Äquivalenzen

$$\neg(C \sqcap D) \rightsquigarrow \neg C \sqcup \neg D$$
$$\neg(D \sqcup D) \rightsquigarrow \neg C \sqcap \neg D$$
$$\neg\neg C \rightsquigarrow C$$

$$\neg(\forall r.C) \rightsquigarrow \exists r.(\neg C)$$
$$\neg(\exists r.C) \rightsquigarrow \forall r.(\neg C)$$
$$\neg(\leqslant n\, s.C) \rightsquigarrow \geqslant n+1\, s.C$$
$$\neg(\geqslant n\, s.C) \rightsquigarrow \leqslant n-1\, s.C, \quad n \geq 1$$
$$\neg(\geqslant 0\, s.C) \rightsquigarrow \bot$$

- Wende die folgenden Regeln so lange an, bis es nicht mehr geht

$\rightsquigarrow$ Äquivalentes Konzept in Negationsnormalform



## NNF Transformation

Induktive Definition einer NNF Transformation:

Wenn $C$ atomar:

$$NNF(C) := C \qquad NNF(\neg C) := \neg C$$

Sonst:

$$NNF(\neg\neg C) := NNF(C)$$
$$NNF(C \sqcap D) := NNF(C) \sqcap NNF(D) \qquad NNF(\neg(C \sqcap D)) := NNF(\neg C) \sqcup NNF(\neg D)$$
$$NNF((C) \sqcup D) := NNF(C) \sqcup NNF(D) \qquad NNF(\neg(C \sqcup D)) := NNF(\neg C) \sqcap NNF(\neg D)$$
$$NNF(\forall r.C) := \forall r.(NNF(C)) \qquad NNF(\neg(\forall r.C)) := \exists r.(NNF(\neg C))$$
$$NNF(\exists r.C) := \exists r.(NNF(C)) \qquad NNF(\neg(\exists r.C)) := \forall r.(NNF(\neg C))$$
$$NNF(\leqslant n\, s.C) := \leqslant n\, s.(NNF(C)) \qquad NNF(\neg(\leqslant n\, s.C)) := \geqslant n+1\, s.(NNF(C))$$
$$NNF(\geqslant n\, s.C) := \geqslant n\, s.(NNF(C)) \qquad NNF(\neg(\geqslant n\, s.C)) := \leqslant n-1\, s.(NNF(C)) \quad \text{wenn } n \geq 1$$
$$NNF(\geqslant 0\, s.C) := \top \qquad NNF(\neg(\geqslant 0\, s.C)) := \bot \quad \text{sonst}$$

Hervorgehoben sind Fehler in der ersten Skriptversion

## NNF Transformation – Beispiel

$$
\begin{aligned}
& NNF(\neg(\neg C \sqcap (\neg D \sqcup E))) \\
= {} & NNF(\neg\neg C) \sqcup NNF(\neg(\neg D \sqcup E)) \\
= {} & NNF(C) \sqcup NNF(\neg(\neg D \sqcup E)) \\
= {} & C \sqcup NNF(\neg(\neg D \sqcup E)) \\
= {} & C \sqcup (NNF(\neg\neg D) \sqcap NNF(\neg E)) \\
= {} & C \sqcup (NNF(D) \sqcap NNF(\neg E)) \\
= {} & C \sqcup (D \sqcap NNF(\neg E)) \\
= {} & C \sqcup (D \sqcap \neg E)
\end{aligned}
$$



## Agenda

- Generelle Idee des Tableaukalküls
- Propositionales Beispiel
- Transformation in Negationsnormalform
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Konzepten
- Korrektheit und Terminierung
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Wissensbasen
- Zusammenfassung



## Tableau für $\mathcal{ALC}$ Konzepte

- Tableau für eine propositionelle Formel $\alpha$: ein Element, dass mit Teilformeln von $\alpha$ markiert ist
- Tableau für ein $\mathcal{ALC}$ Konzept $C$: Graph (genauer: Baum) in dem Knoten mit Teilformeln von $C$ markiert sind
- Wurzel markiert mit $C$
- Repräsentiert Modell für $C$
- Neue Knoten durch existentielle Quantoren

**Definition**

Sei $C$ ein $\mathcal{ALC}$ Konzept, $\mathrm{TF}(C)$ die Menge aller Teilformeln von $C$ und $\mathrm{Rol}(C)$ die Menge der Rollen in $C$. Ein *Tableau für* $C$ ist ein Baum $G = \langle V, E, L \rangle$, mit $V$ einer Menge von Knoten, $E \subseteq V \times V$ einer Menge von Kanten und $L\colon V \to 2^{\mathrm{TF}(C)}$ und $L\colon V \times V \to 2^{\mathrm{Rol}(C)}$.



## Eigenschaften des $\mathcal{ALC}$ Tableau Algorithmus

- Der Algorithmus ist spezifiziert als eine Menge von Regeln
- Jede Regel bricht ein Konzept herunter in Teilkonzepte
- Anwendung von Regeln in beliebiger Ordnung
- Der Algorithmus ist nichtdeterministisch (durch Disjunktionen, bildet jeweils einen Tableau Zweig zur Zeit).
- Prüfen von atomaren Widersprüchen

Tableau Algorithmus zum Testen der Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Konzepten

| | | |
|---|---|---|
| Eingabe: | Ein $\mathcal{ALC}$ Konzept in NNF | |
| Ausgabe: | `wahr` | wenn ein widerspruchsfreies Tableau existiert in dem keine Regeln anwendbar sind |
| | `falsch` | andernfalls (Tableau geschlossen) |

## Tableau Regeln für $\mathcal{ALC}$ Konzepte

$\sqcap$-Regel: Für ein beliebiges $v \in V$ mit $C \sqcap D \in L(v)$ und $\{C, D\} \not\subseteq L(v)$, setzte $L(v) := L(v) \cup \{C, D\}$.

$\sqcup$-Regel: Für ein beliebiges $v \in V$ mit $C \sqcup D \in L(v)$ und $\{C, D\} \cap L(v) = \emptyset$, wähle $X \in \{C, D\}$ und setzte $L(v) := L(v) \cup \{X\}$.

$\exists$-Regel: Für ein beliebiges $v \in V$ mit $\exists r.C \in L(v)$ so dass es keinen $r$-Nachfolger $v'$ für $v$ mit $C \in L(v')$ gibt, setzte $V = V \cup \{v'\}$, $E = E \cup \{\langle v, v' \rangle\}$, $L(v') := \{C\}$ und $L(v, v') := \{r\}$ für $v'$ ein neuer Knoten.

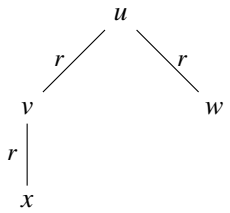
$\forall$-Regel: Für beliebige $v, v' \in V$, $v'$ $r$-Nachbar von $v$, $\forall r.C \in L(v)$ und $C \notin L(v')$, setze $L(v') := L(v') \cup \{C\}$.

- Ein Knoten $v'$ ist ein $r$-Nachbar eines Knotens $v$ wenn $\langle v, v' \rangle \in E$ und $r \in L(v, v')$
- Regel Reihenfolge: “don’t care” Nichtdeterminismus
- Wahl der Disjunktion: “don’t know” Nichtdeterminismus



## Tableau Algorithmus Beispiel

$$C = \exists r.(A \sqcup \exists r.B) \sqcap \exists r.\neg A \sqcap \forall r.(\neg A \sqcap \forall r.(\neg B \sqcup A))$$




$L(u) = \{C\}, \exists r.(A \sqcup \exists r.B),$
$\exists r.\neg A, \forall r.(\neg A \sqcap \forall r.(\neg B \sqcup A))\}$
$L(v) = \{A \sqcup \exists r.B\}, \neg A, \forall r.(\neg B \sqcup A)\}, \cancel{X}\}, \exists r.B\}$
$L(w) = \{\neg A\}, \forall r.(\neg B \sqcup A)\}$
$L(x) = \{B\}, \neg B \sqcup A\}, \cancel{\neg B}\}, A\}$



## Tableau Algorithmus Beispiel

Das vom Algorithmus gefundene Modell $\mathcal{I}$ ist wie folgt:

$$\begin{aligned} \Delta^{\mathcal{I}} &= \{u, v, w, x\} \\ A^{\mathcal{I}} &= \{x\} \\ B^{\mathcal{I}} &= \{x\} \\ r^{\mathcal{I}} &= \{\langle u, v \rangle, \langle u, w \rangle, \langle v, x \rangle\} \end{aligned}$$

Übung: Prüfe, dass $C^{\mathcal{I}} = \{u\}$ unter der definierten Semantik für $\mathcal{ALC}$



## Tableau Algorithmus Eigenschaften

1. Das Modell ist endlich: nur endlich viele Elemente in der Domäne
2. Das Modell ist baumförmig: das Tableau ist ein markierter Baum

Der Algorithmus wird *immer* endliche Bäume konstruieren

- Von einem widerspruchsfreien Tableau können wir ein endliches Modell konstruieren
- Wenn es kein widerspruchsfreies Tableau gibt, dann gibt es kein Modell

## Agenda

- Generelle Idee des Tableaukalküls
- Propositionales Beispiel
- Transformation in Negationsnormalform
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Konzepten
- Korrektheit und Terminierung
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Wissensbasen
- Zusammenfassung



## Tableau Eigenschaften

- Die Tiefe (Anzahl der Verschachtelten Quantoren) nimmt in jedem Knoten ab
- Jeder Knoten ist nur mit Teilformeln von $C$ markiert
- $C$ hat nur polynomiell viele Teilformeln
- Bei Ausgabe `wahr` können wir an Hand des konstruierten Tableaus ein Modell konstruieren
- Wir können ein Modell für ein erfüllbares Konzept nutzen, um ein widerspruchsfreies Tableau für das Konzept zu konstruieren



## Tableau Algorithmus für $\mathcal{ALC}$-Konzepte

**Theorem**

1. *Der Algorithmus terminiert für jede Eingabe.*
2. *Wenn die Ausgabe* `wahr` *lautet, dann ist das Eingabekonzept erfüllbar.*
3. *Wenn das Eingabekonzept erfüllbar ist, lautet die Ausgabe* `wahr`*.*

**Corollary**

*Ein $\mathcal{ALC}$ Konzept $C$ hat die folgenden Eigenschaften:*

1. *Endliche Modell Eigenschaft (Finite Model Property): Wenn $C$ ein Modell hat, dann hat $C$ ein endliches Modell*
2. *Baum-Modell Eigenschaft (Tree Model Property): Wenn $C$ ein Modell hat, dann hat $C$ ein baumförmiges Modell*



## Agenda

- Generelle Idee des Tableaukalküls
- Propositionales Beispiel
- Transformation in Negationsnormalform
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Konzepten
- Korrektheit und Terminierung
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Wissensbasen
- Zusammenfassung

## Tableau Algorithmus für TBoxen

Wir erweitern nun den Tableau Algorithmus für den Umgang mit $\mathcal{ALC}$ TBoxen

- Eine TBox enthält Axiome (GCIs) der Form $C \sqsubseteq D$
- Annahme: $C \equiv D$ ist ersetzt durch $C \sqsubseteq D$ und $D \sqsubseteq C$
- Jedes GCI ist äquivalent zu $\top \sqsubseteq \neg C \sqcup D$

Wir können die gesamte TBox in einem Axiom zusammenfassen (internalisieren, engl. internalize):

$$\mathcal{T} = \{C_i \sqsubseteq D_i \mid 1 \leq i \leq n\}$$

ist äquivalentes zu:

$$\mathcal{T}' = \{\top \sqsubseteq \prod_{1 \leq i \leq n} \neg C_i \sqcup D_i\}$$

Sei $C_\mathcal{T}$ das Konzept auf der rechten Seite des GCI in NNF.



## Tableau Algorithmus for TBoxes

Wir erweitern die Regeln des $\mathcal{ALC}$ Tableau Algorithmus mit der Regel:

$\mathcal{T}$-Regel: Für ein beliebiges $v \in V$ mit $C_\mathcal{T} \notin L(v)$, setze $L(v) := L(v) \cup \{C_\mathcal{T}\}$.

Beispiel: Sei $\mathcal{T} = A \sqsubseteq \exists r.A$. Ist $A$ erfüllbar bzgl. $\mathcal{T}$?

Der Tableau Algorithmus terminiert nicht mehr!

Die Tiefe der Quantoren nimmt nicht mehr ab auf einem Pfad im Tableau

Lösung: Wir werden Zyklen erkennen (sich wiederholende Knotenmarkierungen)



## Tableau Algorithmus für TBoxen

**Definition (Blocking)**

Ein Knoten $v \in V$ blockiert einen Knoten $v' \in V$ direkt, wenn:

1. $v'$ von $v$ erreichbar ist,
2. $L(v') \subseteq L(v)$; und
3. es keinen direkt blockierten Knoten $v''$ gibt so dass $v'$ von $v''$ erreichbar ist.

Ein Knoten $v' \in V$ ist blockiert wenn entweder

1. $v'$ direkt blockiert ist oder
2. es einen direkt blockierten Knoten $v$ gibt, so dass $v'$ von $v$ erreichbar ist.

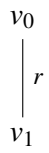
Die Anwendung der $\exists$-Regel ist beschränkt auf Knoten die nicht blockiert sind.



## Tableau Algorithmus mit Blocking

Beispiel: Sei $\mathcal{T} = A \sqsubseteq \exists r.A$. Ist $A$ erfüllbar bzgl. $\mathcal{T}$?

Wir erhalten das folgende widerspruchsfreie Tableau:




$$L(v_0) = \{A, C_\mathcal{T}, \exists r.A\}$$
$$L(v_1) = \{A, C_\mathcal{T}, \exists r.A\}$$

in dem $v_1$ direkt von $v_0$ blockiert ist.

Der Algorithmus konstruiert wieder endliche Bäume

- Von einem widerspruchsfreien Tableau können wir ein Modell konstruieren
- Wenn es kein widerspruchsfreies Tableau gibt, dann gibt es kein Modell

## Vom Tableau zum Modell

Wir können wiederum ein endliches Modell von einem widerspruchsfreien Tableau konstruieren:

$$\Delta^{\mathcal{I}} = \{v_0\}$$
$$A^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}}$$
$$r^{\mathcal{I}} = \{\langle v_0, v_0\rangle\}$$

- Blockierte Knoten repräsentieren kein Element im Modell
- Eine Kante von einem Knoten $v$ zu einem direkt blockierten Knoten $v'$ wird im Modell zu einer "Kante" von $v$ zu dem Knoten, der $v'$ direkt blockiert

$\rightsquigarrow$ Wir haben die finite model property

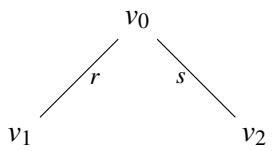
$\rightsquigarrow$ Modell nicht mehr baumförmig



## Tableau Algorithmus mit Blocking II

Beispiel: Sei $\mathcal{T} = A \sqsubseteq \exists r.A \sqcap \exists s.B$. Ist $A$ erfüllbar bzgl. $\mathcal{T}$?

Wir erhalten das folgende widerspruchsfreie Tableau:




$$L(v_0) = \{A, C_{\mathcal{T}}, \exists r.A \sqcap \exists s.B, \exists r.A, \exists s.B\}$$
$$L(v_1) = \{A, C_{\mathcal{T}}, \exists r.A \sqcap \exists s.B, \exists r.A, \exists s.B\}$$
$$L(v_2) = \{B, C_{\mathcal{T}}, \neg A\}$$

in dem $v_1$ wieder direkt von $v_0$ blockiert ist.



## Vom Tableau zum Modell II

Wir können wiederum ein endliches Modell von einem widerspruchsfreien Tableau konstruieren:

$$\Delta^{\mathcal{I}} = \{v_0, v_2\}$$
$$A^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}}$$
$$r^{\mathcal{I}} = \{\langle v_0, v_0\rangle\}$$
$$s^{\mathcal{I}} = \{\langle v_0, v_2\rangle\}$$



## Agenda

- Generelle Idee des Tableaukalküls
- Propositionales Beispiel
- Transformation in Negationsnormalform
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Konzepten
- Korrektheit und Terminierung
- Erfüllbarkeit von $\mathcal{ALC}$ Wissensbasen
- Zusammenfassung

## Zusammenfassung

- Wir haben nun ein konstruktives Verfahren zum Konstruieren von Modellabstraktionen
- $\mathcal{ALC}$ Konzepte haben immer ein endliches Modell, dass wir auch konstruieren können
- $\mathcal{ALC}$ Konzepte bzgl. Wissenbasen haben ebenfalls endliche Modelle, aber wir können diese nure mit Mechanismen zur Zyklen-Erkennung konstruieren
- Die dann erstellten Modelle sind nicht mehr baumförmig
- Nächste Vorlesung: Wir können auch baumförmige (aber dann unendliche) Modelle konstruieren
- Der Algorithmus ist korrekt, vollständig und terminiert
- Grundlage für in der Praxis implementierte Algorithmen