

# Wissensrepräsentation

Christopher Habel, Carola Eschenbach  
Universität Hamburg, FB Informatik  
AB Wissens- und Sprachverarbeitung (WSV)

Sommersemester 2003

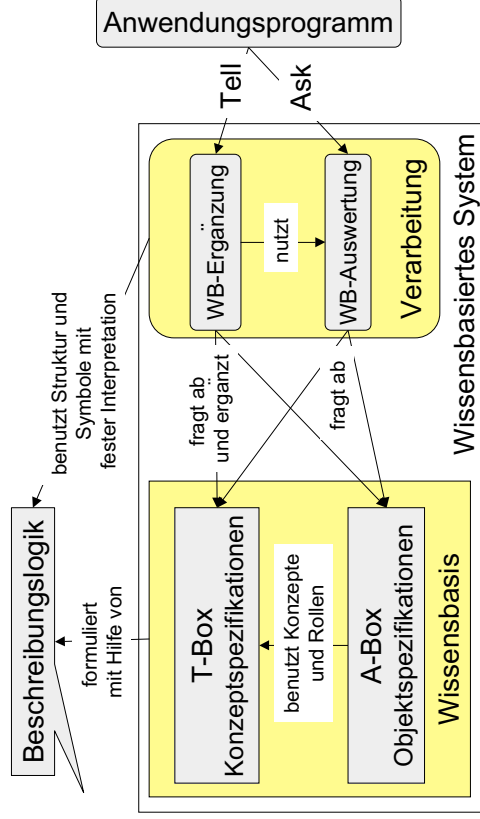
# Wissensrepräsentation

Christopher Habel, Carola Eschenbach  
Sommersemester 2003

## Sitzung 9: Beschreibungslogiken (3)

- Weltmodell (A-Box)
- Ergänzung der Wissensbasis
- Auswertung: Tableau-Verfahren

## Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



## Wo stehen wir ?

### Beschreibungslogiksprachen

- atomare Konzepte und Rollen
- komplexe Beschreibungen:
  - Konzeptbildoperatoren und Rollenbildoperatoren
  - Standardnotation & Syntax
  - Interpretation komplexer Beschreibungen auf Basis
    - der Interpretation der atomaren Konzepte und Rollen und
    - der festgelegten Interpretation der Konzept- und Rollenbildoperatoren

## Wo stehen wir ?

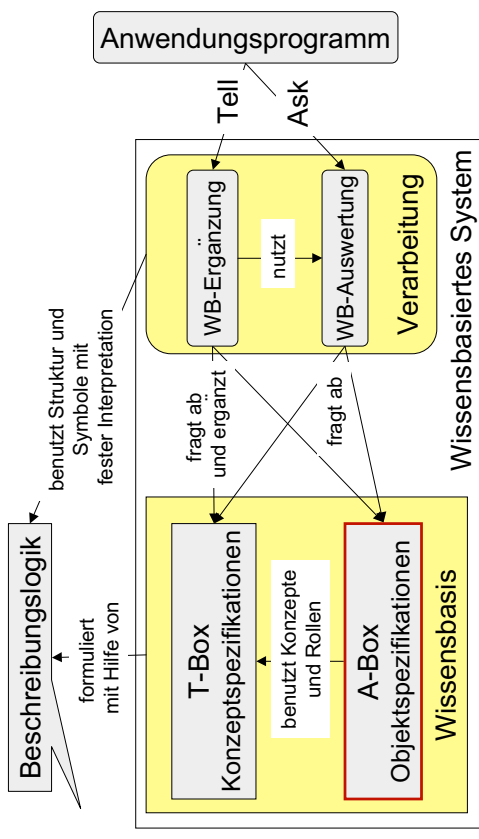
### T-Box-Struktur

- primitive vs. definierte (atomare) Konzepte
- Formelbildungsoperatoren
- definitorische T-Box
  - linke Seite der Formeln atomar, nur Äquivalenzen
  - jedes atomare Konzept max. einmal links
  - zyklisfreie T-Boxen
- Basisinterpretation (primitive Konzepte) bestimmt Interpretation aller Konzepte
- Zyklische Definitionen
  - Fixpunktsemantik + Basisinterpretation bestimmt Interpretation aller Konzepte

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 5

## Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 6

## A-Box und Schnittstellen zur T-Box

### A-Box (Assertionen, Weltmodell)

- enthält Formeln der Form  $C(a)$  (bei L&B, 2001:  $(a \rightarrow C)$ ) und  $R(a, b)$ , wobei  $a$  und  $b$  Konstanten,  $C$  ein Konzept und  $R$  eine Rolle ist.

### Interpretation $\langle I, \mathcal{D} \rangle$

- jede Konstante wird durch  $I$  auf ein Objekt in  $\mathcal{D}$  abgebildet.

$$I(C(a)) = \text{wahr, gdw. } I(a) \in I(C)$$

$$I(R(a, b)) = \text{wahr, gdw. } (I(a), I(b)) \in I(R)$$

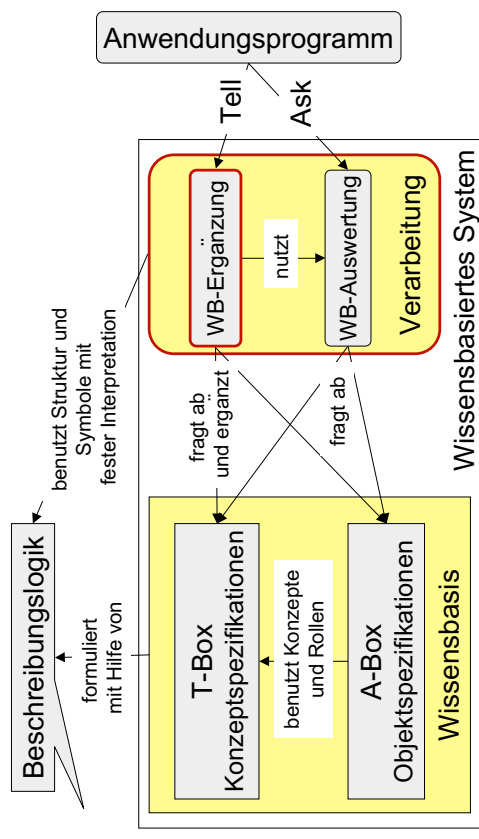
### Konzeptbildungsoperatoren mit Zugriff auf A-Box (?)

,one of :  $I(\{a_1, a_2, \dots, a_n\}) = \{I(a_1), I(a_2), \dots, I(a_n)\}$   
 ,fills':  $I(R:a) = \{b \in \mathcal{D} \mid (b, I(a)) \in I(R)\}$

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 7

## Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 8

## Ergänzung der Wissensbasis: Taxonomien und Klassifikation

### Taxonomie

- Subsumptionsstruktur (partielle Ordnung) von atomaren Konzepten, gespeichert als zyklensfreier, gerichteter Graph
- Verbindungen nur zu den direkten Nachbarn

### Klassifikation

- Bestimmung der Position eines neuen Konzeptes
  - 'unterhalb' aller subsumierenden Knoten
  - 'oberhalb' aller subsumierten Knoten
- Rahmenannahme
  - Der Graph wird sukzessive aufgebaut, beginnend mit dem einzigen Knoten für  $T$  bzw. **Thing**
  - Die relative Position der Knoten wird nur durch das Einfügen **neuer** Konzepte verändert. (keine Zyklen)

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 9

## Berechnung der Klassifikation

### Aufgabe: Ergänzung um ( $C_{\text{new}} \doteq D$ )

- 1) Bestimmung der Menge **S** der spezifischsten Knoten, die **D** bzgl. KB subsumieren.
- 2) Bestimmung der Menge **G** der allgemeinsten Knoten, die von **D** bzgl. KB subsumiert werden.
- 3) Wenn  $S \cap G \neq \emptyset$ , dann ist ein zu  $C_{\text{new}}$  schon durch einen Knoten vertreten und wir ergänzen dort das Symbol  $C_{\text{new}}$ .
- 4) Alle direkten Verbindungen zwischen Knoten von **G** und Knoten von **S** werden gelöscht.
- 5) Ein Knoten für  $C_{\text{new}}$  wird mit direkten (korrekt gerichteten) Verbindungen zu den Knoten von **S** und **G** eingehängt.
- 6) Alle Konstanten, die unterhalb von allen Knoten von **S** aber keinem Knoten von **G** hängen, werden bestimmt und geprüft, ob  $KB \models D(a)$  und die Konstanten ggf. geeignet umgehängt.

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 10

## Berechnung der Klassifikation (2)

### Aufgabe: Ergänzung um ( $C_{\text{new}} \sqsubseteq D$ )

- In diesem Fall muss nur die Menge **S** bestimmt werden, da kein altes Konzept von  $C_{\text{new}}$  subsumiert werden kann (die hinreichenden Bedingungen sind nicht bekannt.)

### Aufgabe: Ergänzung um $D(a_{\text{new}})$

- In diesem Fall muss ebenfalls nur die Menge **S** bestimmt und  $a_{\text{new}}$  darunter eingehängt werden.

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 11

## Bestimmung der Menge S: Vorgehen

### Ziel

- **S** ist die Menge der spezifischsten Knoten, die **D** bzgl. KB subsumieren

### Vorgehen

- $S_0 := \{T\}; i := 0;$
- Solange es in  $S_i$  einen Knoten  $C_i$  gibt mit einem direkten Nachfolger, der **D** bzgl. KB subsumiert, mach folgendes:
  - $N_i$  sei die Menge aller direkten Nachfolger von  $C_i$ , die **D** subsumieren
  - $S_{i+1} := (S_i \setminus \{C_i\}) \cup N_i$
  - $i := i + 1$
- $S := S_i$

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 12

## Bestimmung der Menge G: Vorgehen

### Ziel

- **G** ist die Menge der allgemeinsten Knoten, die von **D** bzgl. KB subsumiert werden

### Vorgehen

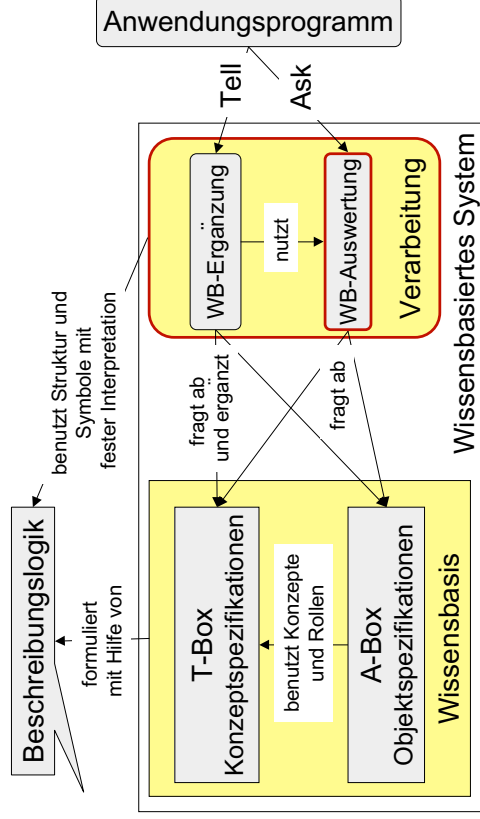
- $G_0 := S, i := 0$ ;
- Solange es in  $G_i$  einen Knoten  $C_i$  gibt, der nicht von **D** bzgl. KB subsumiert wird, mach folgendes:
  - $N_i$  sei die Menge aller direkten Nachfolger von  $C_i$
  - $G_{i+1} := (G_i \setminus \{C_i\}) \cup N_i$
  - $i := i + 1$
- $G := G_i$

## Die Bestimmung von S und G

### Beide Verfahren

- sind korrekt, wenn die Subsumptionsbeziehung berechnet werden kann
- sind durch das top-down-Vorgehen vergleichsweise effizient
- wenn Subsumption effizient berechnet werden kann,
- da Teilstrukturen der Taxonomie mit ihrem obersten Knoten von der Betrachtung ausgeschlossen werden können
- da eine Orientierung an den direkten Nachfolgern erfolgen kann

## Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



## Auswertungsaufgaben

### T-Box

- Erfüllbarkeit (gibt es ein Modell)
- Äquivalenz (von zwei T-Boxen)

### Konzepte (basierend auf einer T-Box)

- Erfüllbarkeit vs. Widersprüchlichkeit
- Subsumption (zwischen zwei Beschreibungen)
- Äquivalenz (von zwei Beschreibungen)
- Exklusivität (Diskrettheit)

### A-Box (basierend auf einer T-Box)

- Erfüllbarkeit / Konsistenz (gibt es ein Modell)

## .. Übersetzung in Prädikatenlogik

### Beschreibungen

- entsprechen Formeln mit einer freien Variable

### Übersetzungsfunktion $\phi: \mathcal{V}ar \times \mathcal{ALUENCL} \rightarrow \mathcal{PL}$

- bildet eine Variable und eine Beschreibung auf eine Prädikatenlogische Formel ab, in der höchstens die genannte Variable frei vorkommt

### Induktive Definition von $\phi$ (Anfang)

$$\begin{aligned}\phi(x, A) &= A(x) \\ \phi(x, T) &= T(x) \\ \phi(x, C \cap D) &= \phi(x, C) \wedge \phi(x, D) \\ \phi(x, C \cup D) &= \phi(x, C) \vee \phi(x, D) \\ \phi(x, \neg C) &= \neg \phi(x, C) \\ \phi(x, \perp) &= \perp(x)\end{aligned}$$

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 17

## .. Übersetzung in Prädikatenlogik: Beobachtungen

### Die Übersetzung von $\mathcal{ALUFLC}$

- benötigt die Identitätssymbole = und  $\neq$  nicht
- kommt insgesamt mit zwei Variablen aus
- zwei-Variablen Fragment der Prädikatenlogik: Entscheidbar

### Die Übersetzung von $\mathcal{ALUENCL}$

- Einführung zählender Quantoren in  $\mathcal{PL}$  mit zwei Variablen ergibt ebenfalls ein entscheidbares Fragment von  $\mathcal{PL}$  (ohne Identitätssymbol).

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 19

## .. Übersetzung in Prädikatenlogik (Forts.)

### Induktive Definition von $\phi$ (Forts)

Hier wird davon ausgegangen, dass nur atomare Rollen vorliegen.

Es sei  $y$  eine Variable, die von  $x$  verschieden ist

$$\phi(x, \forall R.C) = \forall y [R(x, y) \Rightarrow \phi(y, C)]$$

$$\phi(x, \exists R.T) = \exists y [R(x, y)]$$

$$\phi(x, \exists R.D) = \exists y [R(x, y) \wedge \phi(y, D)]$$

Es seien  $y_i$  Variable, die von  $x$  und voneinander verschieden sind

$$\phi(x, (\geq n R)) = \exists y_1 \dots y_n [R(x, y_1) \wedge \dots \wedge R(x, y_n) \wedge$$

$$y_1 \neq y_2 \wedge y_1 \neq y_3 \wedge y_2 \neq y_3 \wedge \dots \wedge y_{n-1} \neq y_n]$$

$$\phi(x, (\leq n R)) = \forall y_1 \dots y_{n+1} [R(x, y_1) \wedge \dots \wedge R(x, y_{n+1}) \Rightarrow$$

$$y_1 = y_2 \vee y_1 = y_3 \vee y_2 = y_3 \vee \dots \vee y_n = y_{n+1}]$$

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 18

## .. Übersetzung in aussagenlogische Modallogik

- besonders fruchtbar für zyklische T-Boxen

### Beschreibungen

- entsprechen aussagenlogischen Formeln

### Rollen

- werden über Modalitäten repräsentiert

### Übersetzungsfunktion $\phi: \mathcal{ALUENCL} \rightarrow \mathcal{ML}$

### Induktive Definition von $\phi$ (Anfang)

$$\phi(A) = A$$

$$\phi(T) = T$$

$$\phi(C \cap D) = \phi(C) \wedge \phi(D)$$

$$\phi(C \cup D) = \phi(C) \vee \phi(D)$$

$$\phi(\neg C) = \neg \phi(C)$$

$$\phi(\perp) = \perp$$

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 20

## Übersetzung in aussagenlogische Modallogik (Forts.)

### Induktive Definition von $\phi$ (Forts)

Hier wird davon ausgegangen, dass nur atomare Rollen vorliegen.

- Für jede (atomare) Rolle  $R$  werden zwei duale Modaloperatoren  $\langle R \rangle$  und  $\langle R \rangle$  eingeführt.

$$\phi(\forall R.C) = \langle R \rangle \phi(C)$$

$$\phi(\exists R.T) = \langle R \rangle T$$

$$\phi(\exists R.D) = \langle R \rangle \phi(D)$$

- Beschreibungen sind genau dann erfüllbar, wenn ihre modallogische Übersetzung  $\mathcal{K}$ -erfüllbar ist. ( $\rightarrow$  LOS)
- Das modallogische System  $\mathcal{K}$  stellt keine Einschränkungen an die Sichtbarkeitsrelation.

## Konsequenzen der Übersetzbarkeit

### Verfahren

- die für Prädikatenlogik mit zwei Variablen oder
- $\mathcal{K}$ -Modallogik mit mehreren Modalitäten entwickelt worden sind,
- sind für die Beschreibungslogiken einsetzbar,
- aber nicht unbedingt effizient

### Beispiel

- Tableau-Verfahren

### Strukturelle Verarbeitungsverfahren

- sind für Disjunktion, volle Negation und volle existentielle Restriktion nicht vollständig

## Auswertungsaufgaben: Beziehungen

### T-Box

- Erfüllbarkeit (gibt es ein Modell)
- Rückführbar auf die **Erfüllbarkeit der A-Box**  $\{T(a_0)\}$  basierend auf der T-Box
- jede definitorische T-Box ist erfüllbar
- Äquivalenz (von zwei T-Boxen)
- Rückführbar auf die Prüfung der Gültigkeit der einzelnen Formeln in der jeweils anderen T-Box

## Auswertungsaufgaben: Beziehungen

### Konzepte (basierend auf einer T-Box)

- Erfüllbarkeit vs. Widerspruchlichkeit einer Beschreibung  $D$
- Rückführbar auf **Erfüllbarkeit der A-Box**  $\{D(a_0)\}$  basierend auf der T-Box
- Subsumption (zwischen zwei Beschreibungen  $C$  und  $D$ )
- $D$  subsummiert  $C$  genau dann (bzgl. T-Box), wenn die **A-Box**  $\{C \sqcap \neg D\}(a_0)$  (bzgl. T-Box) **nicht erfüllbar** ist
- Äquivalenz (von zwei Beschreibungen)
- Rückführbar auf **Subsumption**
- Exklusivität (Diskretheit)
- $D$  und  $C$  sind genau dann exklusiv (bzgl. T-Box), wenn die **A-Box**  $\{C \sqcap D\}(a_0)$  (bzgl. T-Box) **nicht erfüllbar** ist

## Auswertungsaufgaben: Beziehungen

### A-Box (basierend auf einer T-Box)

- Erfüllbarkeit / Konsistenz (gibt es ein Modell)

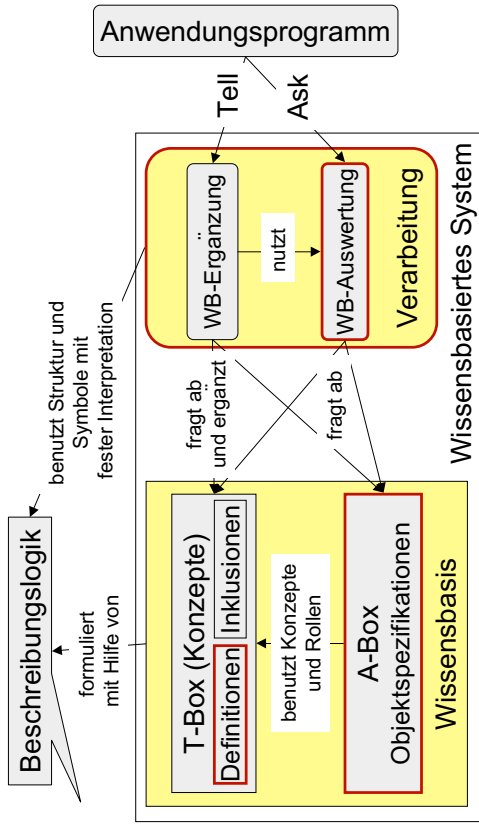
### Wenn die T-Box definitiv und azyklisch ist,

- können definierte Konzepte in den A-Box-Beschreibungen systematisch durch die Definitionen ersetzt werden.
- Dies ist eine Äquivalenzumformung

### Die Erfüllbarkeit einer A-Box,

- in der keine definierten Konzepte vorkommen, bzgl. einer definitiven T-Box (keine echten Inklusionen),
- kann ohne Berücksichtigung der T-Box (also mit leerer T-Box) geprüft werden.

## Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



## Tableau-Verfahren für Beschreibungslogiken

### Tableau-Verfahren

- stellen (Un)Erfüllbarkeit fest
- hier: Erfüllbarkeit von Beschreibungen
- konstruieren Modelle
- hier: konsistente A-Box
- bilden disjunktive Normalformen
- hier: alternative Modelle → Model-Checking

### Voraussetzung

- Übersetzung der eigentlichen Frage in eine Erfüllbarkeitsfrage (Beschreibung mit leerer T-Box)
- Herstellung der Negations-Normalform:
- Negation tritt nur an den Konzeptsymbolen auf
- Bildung einer Instanz:  $C(a_0)$

## Beispiel: $\mathcal{ALUENC}$

Ist  $C_0 = (\exists R.A) \sqcap (\exists R.B) \sqcap \neg(\exists R.A \sqcap B)$  konsistent?

NNF:  $(\exists R.A) \sqcap (\exists R.B) \sqcap (\forall R. \neg A \sqcup \neg B)$

A-Box:  $A_0 = \{(\exists R.A)(a_0), (\exists R.B)(a_0), (\forall R. \neg A \sqcup \neg B)(a_0)\}$

$\sqcap$ :  $A_1 = A_0 \sqcup \{R(a_0, a_1), A(a_1)\}$

$\exists$ :  $A_2 = A_1 \sqcup \{R(a_0, a_2), B(a_2)\}$

$\forall$ :  $A_3 = A_2 \sqcup \{\neg A \sqcup \neg B\}(a_1), (\neg A \sqcup \neg B)(a_2)\}$

$\sqcup$ :  $A_4 = A_3 \sqcup \{\neg A(a_1)\}$  (Widerspruch),  $A_5 = A_4 \sqcup \{\neg B(a_1)\}$

$\sqcup$ :  $A_6 = A_5 \sqcup \{\neg A(a_2)\}$ ,  $A_7 = A_6 \sqcup \{\neg B(a_2)\}$  (Widerspruch)

$\sqcup$ :  $A_8 = A_6 \sqcup \{\neg A(a_2)\}$ ,  $A_8 = A_6 \sqcup \{\neg B(a_2)\}$  (Widerspruch)

$A_7$  ist maximal expandiert und widerspruchsfrei

### Beispiel: $\mathcal{ALUEN}C$

Ist  $C_0 = (\exists R.A) \sqcap (\exists R.B) \sqcap \neg(\exists R.A \sqcap B) \sqcap \leq 1 R$  konsistent?

NNF:  $(\exists R.A)(a_0), (\exists R.B)(a_0), (\forall R.\neg A \sqcup \neg B) \sqcap \leq 1 R$

A-Box:  $A_0 = \{(\exists R.A)(a_0), (\exists R.B)(a_0), (\forall R.\neg A \sqcup \neg B) \sqcap \leq 1 R(a_0)\}$

$\sqcap$ :  $A_1 = A_0 \cup \{R(a_0, a_1), A(a_1)\}$

$\exists$ :  $A_2 = A_1 \cup \{R(a_0, a_2), B(a_2)\}$

$\exists$ :  $A_3 = A_2 \cup \{R(a_0, a_2), B(a_2)\}$

$\leq 1$ :  $A_4 = A_2 \cup \{B(a_1)\}$

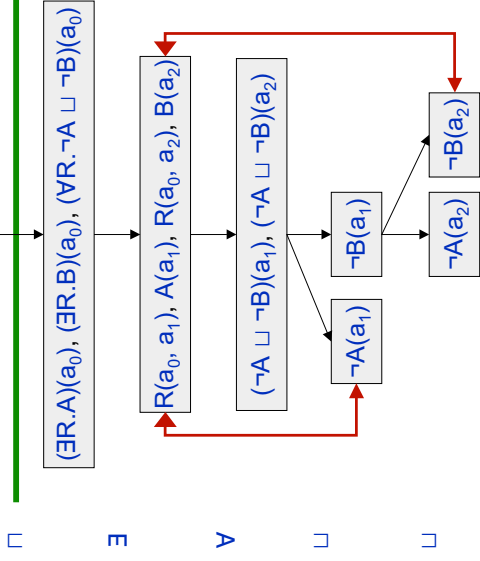
$\forall$ :  $A_5 = A_4 \cup \{\neg A \sqcup \neg B(a_1)\}$

$\sqcup$ :  $A_6 = A_5 \cup \{\neg A(a_1)\}$  (Widerspruch)

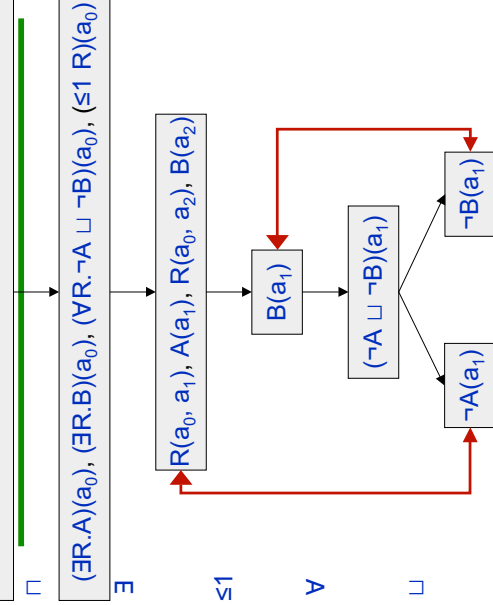
$\sqcup$ :  $A_7 = A_5 \cup \{\neg B(a_1)\}$  (Widerspruch)

Alle Alternativen führen in einen Widerspruch

$A_0 = \{(\exists R.A)(a_0), (\exists R.B)(a_0), (\forall R.\neg A \sqcup \neg B)(a_0)\}$



$A_0 = \{(\exists R.A)(a_0), (\exists R.B)(a_0), (\forall R.\neg A \sqcup \neg B) \sqcap \leq 1 R(a_0)\}$



### Tableau-Regeln für $\mathcal{ALUEN}C$

$\sqcap$	$(C \sqcap D)(x)$	$A' = A \cup \{C(x), D(x)\}$	
$\sqcup$	$(C \sqcup D)(x)$	$A' = A \cup \{C(x)$ $A'' = A \cup \{D(x)\}$	
$\exists$	$(\exists R.C)(x)$	$A' = A \cup \{R(x, a), C(a)\}$	a ist neu
$\forall$	$(\forall R.C)(x), R(x, y)$	$A' = A \cup \{C(y)\}$	
$\geq$	$(\geq n R)(x)$	$A' = A \cup \{R(x, a_i) \mid 1 \leq i \leq n\}$ $\cup \{a_i \neq a_j \mid 1 \leq i < j \leq n\}$	$a_i$ sind neu
$\leq$	$(\leq n R)(x), R(x, y_1), \dots, R(x, y_{n+1})$	$A_{ij} = A \cup \{y_i\}$	$1 \leq i < j \leq n+1$ ; $n^*(n+1)/2$ Zweige; Substitution von $y_j$ durch $y_i$

## Abschlussbedingungen für Tableau-Zweige

### Abgeschlossene Tableau-Zweige enthalten

#### Inkonsistenzen

- $\{D(x), \neg D(x)\} \subseteq A$
- $\{\perp(x)\} \subseteq A$
- $\{x \neq x\} \subseteq A$

### Nicht-abgeschlossene voll-expandierte Tableau-Zweige

- repräsentieren Modelle des Konzeptes
- signalisieren Erfüllbarkeit des Konzeptes

## Tableau-Verfahren für *ALUENC*: Korrektheit

### Korrektheit (Soundness)

- jede Expansionsregel führt zu einer Menge von A-Boxen, deren Disjunktion erfüllbarkeitsäquivalent zur Ausgangs-A-Box ist
- Die ursprüngliche A-Box ist genau dann erfüllbar, wenn die Disjunktion der resultierenden A-Boxen erfüllbar ist.
- Die ursprüngliche A-Box ist genau dann erfüllbar, (mind.) eine der resultierenden A-Boxen erfüllbar ist.

## Tableau-Verfahren für *ALUENC*: Termination

### Termination

- Ausgehend von einer A-Box  $\{C(a_0)\}$  können höchstens endlich viele (echte) Expansionschritte vorgenommen werden.
- Das Tableau-Verfahren terminiert mit einer Menge von Zweigen, die abgeschlossen oder maximal expandiert sind.

### Begründung

- In jeder Formel  $D(b)$ , die in eine A-Box gelangt, ist  $D$  eine Teilbeschreibung von  $C$ . Für jedes  $b$  gibt es also nur endlich viele solche Einträge.
- Es werden höchstens endlich viele Konstanten eingeführt.
  - (Begründung nächste Folie)

## Tableau-Verfahren für *ALUENC*: Termination (2)

- Die Konstanten und Rollenzuordnungen bilden einen Baum mit der Wurzel  $a$  und  $c$  ist genau dann Nachfolger von  $b$ , wenn  $R(b, c)$  in der A-Box enthalten ist.
- Die Konstanten und Rollenzuordnungen werden immer gemeinsam eingeführt.
- Identifikation von Konstanten erfolgt nur, wenn einheitliche Rollenzuordnungen vorliegen.
- Jeder Knoten hat höchstens endlich viele direkte Nachfolgeknoten.
- Der Baum hat eine endliche Tiefe.
  - Beschreibungen von Nachfolgeknoten sind echte Teilbeschreibungen der Vorgängerknoten.
- Der Baum ist endlich.

## Tableau-Verfahren für *ALUENC*

### Vollständigkeit

- Genau dann, wenn das Tableau-Verfahren mit einem nicht-abgeschlossenen Zweig terminiert, hat die ursprüngliche A-Box ein Modell.

### Entscheidbarkeit

- Konzept-Erfüllbarkeit mit leerer T-Box ist für *ALUENC* entscheidbar.

### Aufwand

- Das geschilderte Verfahren hat exponentielle Komplexität sowohl für zeit- als auch für Platzbedarf.
- Reduktion auf polynominellen Platzbedarf möglich.
- Aber: Konzept-Erfüllbarkeit ist für *ALUENC* ist PSPACE-vollständig

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 37

## Die Beschreibungslogik *ALUENC*

### Eine Beschreibung

- ist genau dann erfüllbar, wenn es ein endliches Modell gibt
- hat die **endliche-Modell-Eigenschaft (finite model property)**

### Eine Beschreibung

- ist genau dann erfüllbar, wenn es ein endliches Modell gibt, das einen Baum bildet
  - (jeder Knoten über genau eine Rollen-Folge erreichbar)
- hat die **endliche-Baum-Modell-Eigenschaft (tree model property)**

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 38

## Wissensrepräsentation

### Christopher Habel, Carola Eschenbach Sommersemester 2003

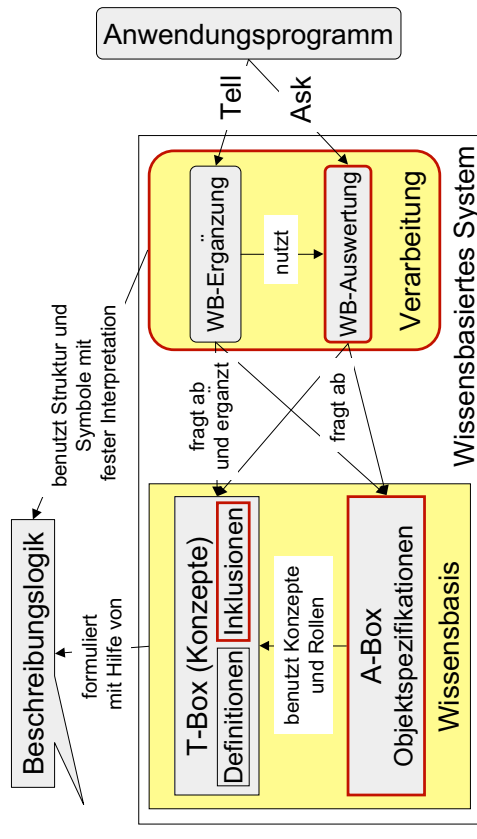
#### Sitzung 10: Beschreibungslogiken, Constraints

- Auswertung: Tableau-Verfahren
- Wiederholung und T-Box mit echten Inklusionen
- Übung Beschreibungslogiken
- Constraint-Verfahren

Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 40

## Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



Ch. Habel / C. Eschenbach: Wissensrepräsentation, SoSe 2003

9 – 40

## T-Box mit echten Inklusionen

### echte Inklusion: Axiom der Form $(C \sqsubseteq D)$

- wobei  $C$  definiert oder nicht atomar ist

### Konzept-Konsistenz bzgl. T-Box

- in diesem Fall kann T-Box nicht ignoriert werden.

### Vorgehen

- Fasse alle echten Inklusionen  $(C_i \sqsubseteq D_i)$  der T-Box wie folgt zusammen:  $C = (\neg C_1 \sqcup D_1) \sqcap \dots \sqcap (\neg C_n \sqcup D_n)$
- und verwende nur das T-Box Axiom  $(T \sqsubseteq C)$
- indem für jede Konstante  $a$  die Konzeptzuordnung  $C(a)$  zugefügt wird
- Damit ist das Terminieren des Tableauverfahrens nicht mehr direkt gewährleistet.

$$T = \{(T \sqsubseteq (\exists R.A))\} A_0 = \{((\exists R.A) \sqcap A)(a_0)\}$$

⊆

$$(\exists R.A)(a_0), A(a_0)$$

∃

$$R(a_0, a_1), A(a_1), (\exists R.A)(a_1)$$

∃

$$R(a_1, a_2), A(a_2), (\exists R.A)(a_2)$$

∃

$$R(a_2, a_3), A(a_3), (\exists R.A)(a_3)$$

## Blockierung der Expansion

### Ziel

- Erkennung, dass Abschluss unmöglich ist, und zwar nach endlich vielen Expansionen

### Vorgehen

- Verhindern der Generierung neuer Konstanten

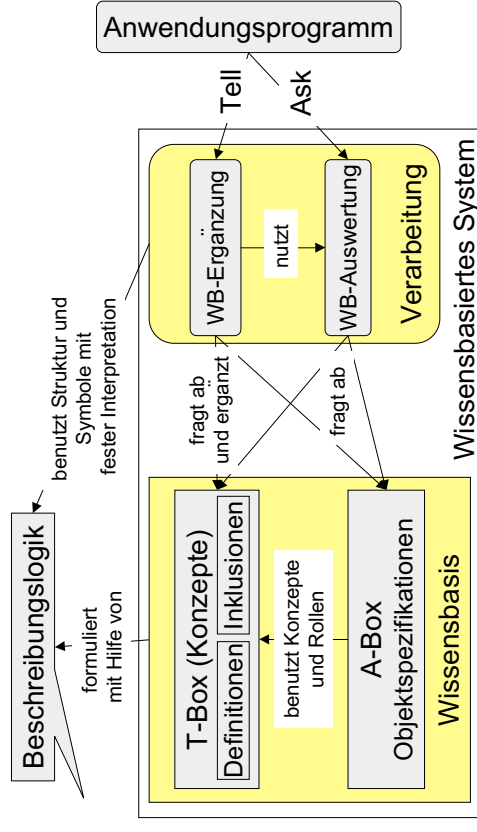
### Bedingung

- $(\exists R.A)(b)$  ist zu expandieren,
- wobei in der A-Box eine Konstante  $a$  vorhanden ist, so dass alle Konzeptzuordnungen zu  $b$  entsprechend auch für  $a$  vorliegen (also auch  $(\exists R.A)(a)$ ) und für  $a$  die Expansionen schon vorgenommen wurden.

### Begründung

- ein partielles Modell kann bzgl.  $b$  so erweitert werden, dass  $a$  und  $b$  denselben Wert erhalten.

## Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



## Aufgabe

---

### Was ist zu tun

wenn eine Beschreibungslogik (und ein dazugehöriger Tableau-Beweiser) um einen weiteren Operator ergänzt werden soll?

- (Formelbildung, Konzeptbildung, Rollenbildung)
- Liste der Teil-Aufgaben

### Beispiel

Wählen Sie einen (oder ein paar) Operatoren und bearbeiten Sie die Teilaufgaben