Seminar

Beschreibungslogiken

Carola Eschenbach, Hedda R. Schmidtke
Universität Hamburg, FB Informatik
AB Wissens- und Sprachverarbeitung (WSV)

Wintersemester 2004/2005

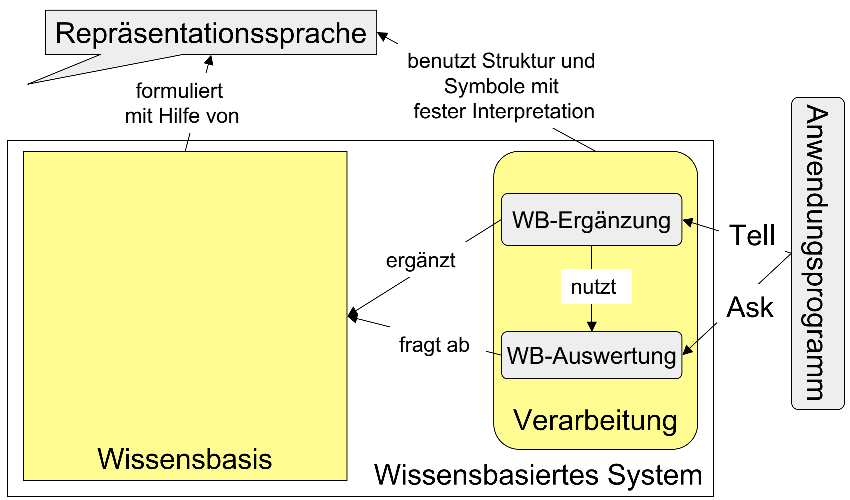
Einordnung in den Studienplan

Profil Intelligente Systeme
- Wissensverarbeitung
- Sprachverarbeitung
- (Bildverarbeitung)

Logik
- Fortsetzung von LOS
- Detailstudie von Logik-Formalismen mit guten Verarbeitungseigenschaften

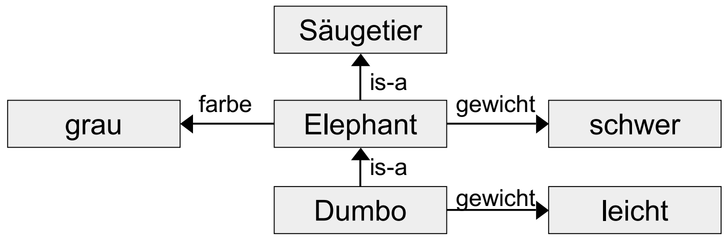
Aktuelle Anwendungen
- Semantic Web: Semantik-basierte Nutzbarkeit

Wissensbasiertes System: Tell/Ask-Interface



Historischer Ursprung von Beschreibungslogiken

Semantische Netze
- Repräsentationen für Konzept-Wissen
- Graphen mit Knoten für Konzepte und Individuen und beschriftete Pfeilen für binäre Relationen
- Definiert über Bilder, keine klare Semantik, keine spezifizierten Verarbeitungsmechanismen



Beschreibungslogik-Ansatz

Im Kontrast zu semantischen Netzen

- Explizite modelltheoretische Semantik
  - der Name ‚Logik' will verdient sein
- Unterscheidung von
  - is-a zwischen Konzepten: Subsumption; und
  - is-a zwischen Objekten und Konzepten: Instanziierung
  - Diese beiden Relationen gehören zu den ausgezeichneten Relationen mit fester Interpretation
- Fokussierung von Verarbeitungsmöglichkeiten und Berechenbarkeitsfragen

Historischer Ursprung

Sitzung 2

- Brachman, Ronald J. & James G. Schmolze (1985). An overview of the KL-ONE knowledge representation system. Cognitive Science 9. 171–216.

Beschreibungslogiken

Andere Namen

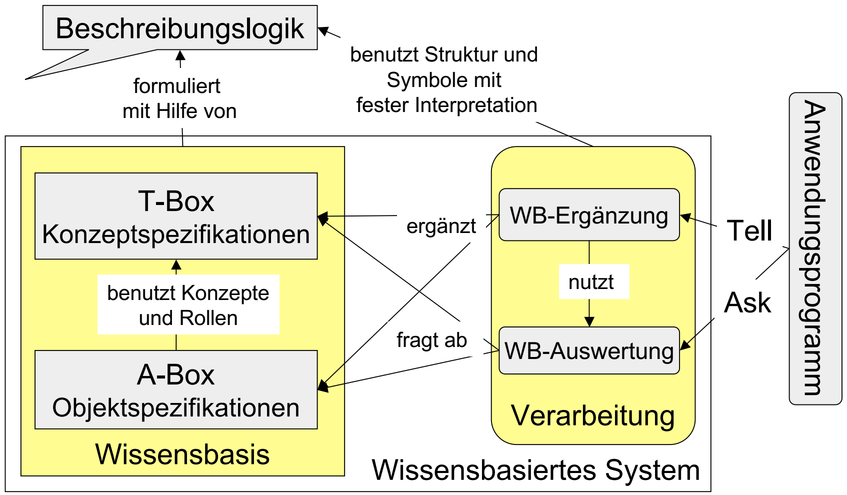
- Terminologische Logiken, KL-ONE-artige Sprachen
- Description logic, terminological logics, taxonomic logics, term subsumption systems, KL-ONE-like systems

Definition eines logischen Systems: Generelles Schema (s. LOS)

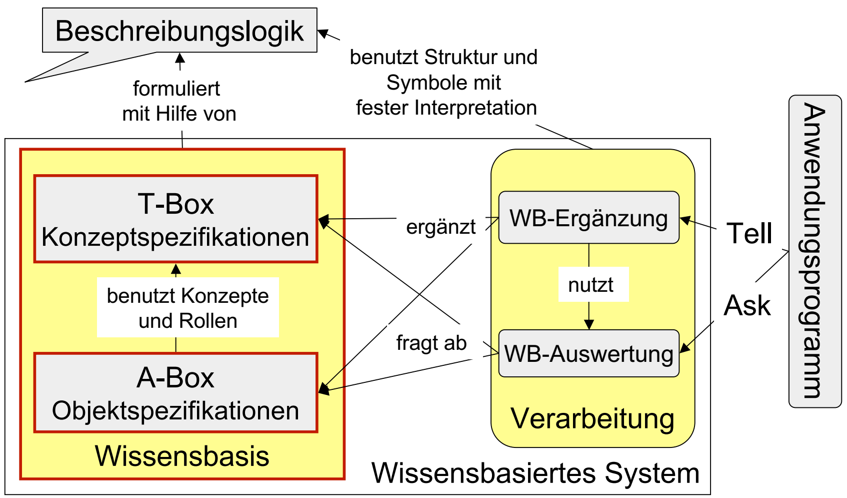
- eine formale Sprache (zur Repräsentation)
- Evaluations- / Interpretationsprinzipien
- semantische Kategorisierungen und Beziehungen
- Ableitungs-, Beweisverfahren

➢**Beschreibungslogiken bilden logische Systeme**

Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



Konzepte / Beschreibungen

Primitive Konzepte / Atomare Beschreibungen

- keine Definition vorhanden
- hinreichende Bedingungen nicht bekannt
- explizite Einordnung in Subsumptionshierarchie

Definierte Konzepte / Komplexe Beschreibungen

- Definition verfügbar
- notwendige und hinreichende Bedingungen
- basierend auf
  - (primitiven) Konzepten
  - Relationen / Rollen
  - Konzeptbildungsoperatoren
- implizite Einordnung in Subsumptionshierarchie

Struktur der Wissensbasis

Es seien
C und D Konzeptbeschreibungen (atomar oder komplex)
R und S Rollenbeschreibungen (atomar oder komplex)
a und b Individuenbezeichnungen (atomar oder komplex)

T-Box (Terminologie)

- enthält Formeln der Form $(C \sqsubseteq D)$, $(C \doteq D)$
- ggf. auch Formeln der Form $(R \sqsubseteq S)$, $(R \doteq S)$

A-Box (Assertionen, Weltmodell)

- enthält Formeln der Form $C(a)$ und $R(a, b)$.

Weitere Beschränkungen z.B.

- C muss atomar sein, C darf nur einmal links vorkommen, keine Zyklen in der T-Box

$\mathcal{DL}$: Bedeutung / Interpretation: Formal

Interpretationen sind Paare $\mathfrak{I} = <\mathcal{D}, \mathcal{I}>$

$\mathcal{D}$: nicht-leere Menge von Objekten (Domäne, Universum, Diskursbereich)

$\mathcal{I}$: Interpretation der frei verfügbaren Symbole, durch rekursive Definition erweitert auf alle Konzepte, Rollen und Individuenbezeichnungen

- Abbildung von Konzepten auf Teilmengen von $\mathcal{D}$
- Abbildung von Rollen auf Teilmengen von $\mathcal{D}^2$
- Abbildung von Individuenbezeichnungen auf ein Objekte in $\mathcal{D}$

$\mathcal{DL}$: Bedeutung / Interpretation: Formal (Forts.)

Interpretationen sind Paare $\mathfrak{I} = \langle \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$

Fortsetzung von $\mathcal{I}$ für Formeln

$\mathcal{I}((d_1 \sqsubseteq d_2))$ = wahr genau dann, wenn $\mathcal{I}(d_1) \subseteq \mathcal{I}(d_2)$.

$\mathcal{I}((d_1 \doteq d_2))$ = wahr genau dann, wenn $\mathcal{I}(d_1) = \mathcal{I}(d_2)$.

$\mathcal{I}(C(a))$ = wahr genau dann, wenn $\mathcal{I}(a) \in \mathcal{I}(C)$

$\mathcal{I}(R(a, b))$ = wahr genau dann, wenn $(\mathcal{I}(a), \mathcal{I}(b)) \in \mathcal{I}(R)$

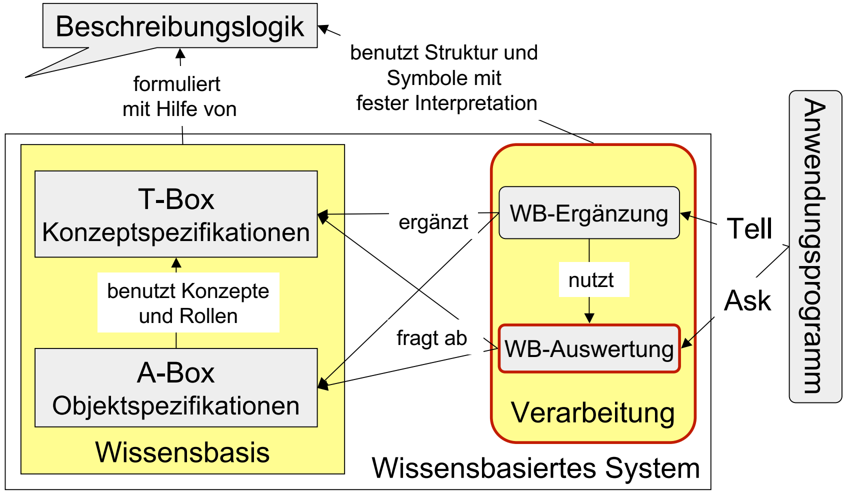
Wir schreiben dann auch

$\mathfrak{I} \models (d_1 \sqsubseteq d_2)$ bzw. $\mathfrak{I} \models (d_1 \doteq d_2)$ bzw. $\mathfrak{I} \models C(a)$ …

und sagen

$\mathfrak{I}$ ist ein Modell der Formel / macht die Formel wahr.

Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



Auswertungsaufgaben für die Wissensbasis

T-Box

- Erfüllbarkeit / Konsistenz (gibt es eine Interpretation mit nicht-leerer Domäne, die alle T-Box-Axiome wahr macht)
- Äquivalenz (von zwei T-Boxen)

A-Box (basierend auf einer T-Box)

- Erfüllbarkeit / Konsistenz (gibt es ein Modell)
- Unter welche Konzepte fällt ein Objekt?
- Welche Objekte fallen alle unter ein Konzept?

Äquivalenz und Subsumption bzgl. einer T-Box

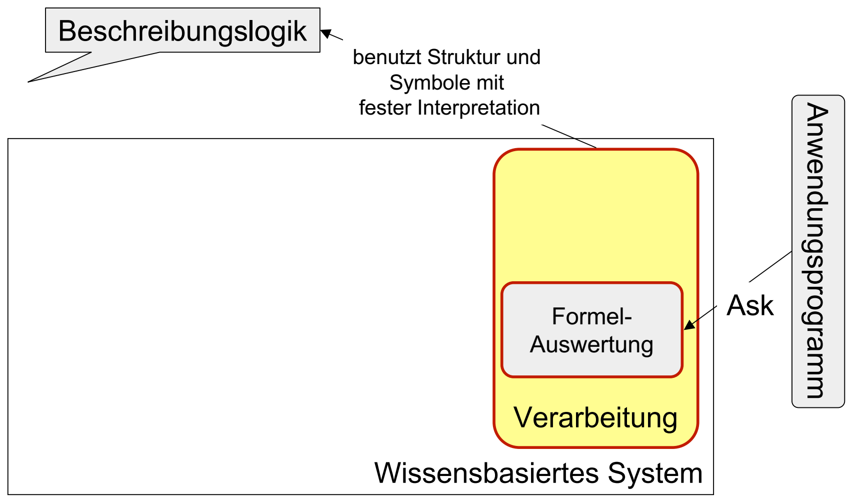
Definitionen

Es seien d_1 und d_2 Konzept- oder Rollenbeschreibungen und $\mathcal{WB}$ eine Menge von T-Box-Axiomen.

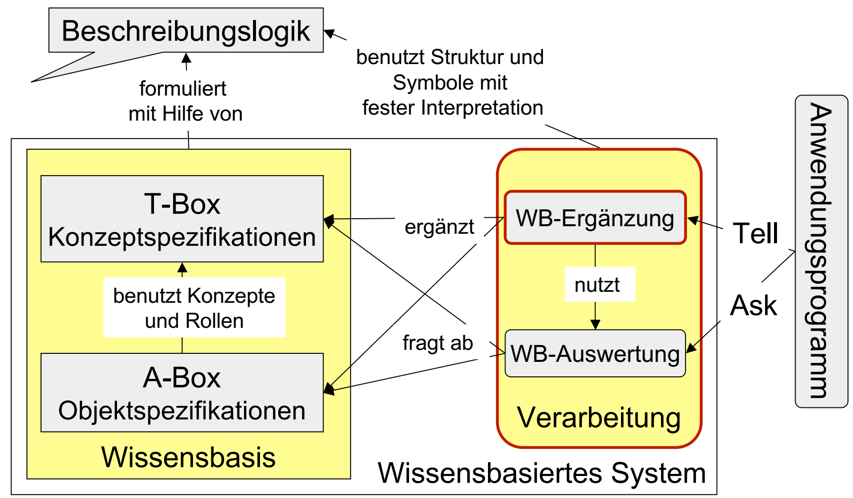
- bzgl. $\mathcal{WB}$ subsumiert d_2 genau dann d_1 ($\mathcal{WB} \models (d_1 \sqsubseteq d_2)$) wenn für jede Interpretation $\mathfrak{I} = \langle \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$, die alle Elemente aus $\mathcal{WB}$ wahr macht, gilt: $\mathfrak{I} \models (d_1 \sqsubseteq d_2)$.
- d ist (bzgl. $\mathcal{WB}$) genau dann inkonsistent, wenn jede Interpretation $\mathfrak{I} = \langle \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$(, die alle Elemente aus $\mathcal{WB}$ wahr macht,) gilt: $\mathcal{I}(d) = \varnothing$.
- …

➔ Die Auswertung sollte in der Lage sein, solche semantischen Konsequenzen zu bestimmen.

Wissensbasiertes System ohne Wissensbasis



Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



Ergänzung der Wissensbasis: Taxonomien und Klassifikation

Taxonomie

- Subsumptionsstruktur (partielle Ordnung) von atomaren Konzepten, Gespeichert als zyklenfreier, 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 $\top$
  - Die relative Position der Knoten wird nur durch das Einfügen **neuer** Konzepte verändert. (keine Zyklen)

Inferenzdienste

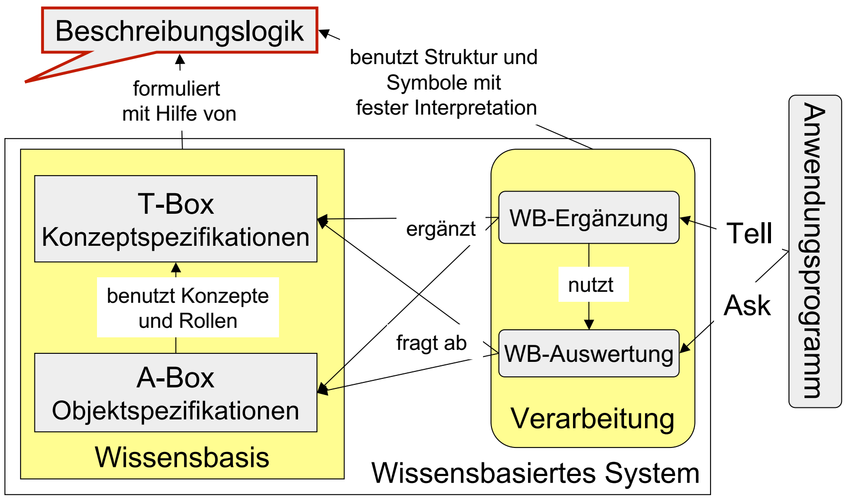
Mit und ohne TBox

- Subsumption
- Taxonomieaufbau
- Klassifikation
- Konsistenz

Sitzung 5

- Donini, Francesco M., Maurizio Lenzerini, Daniele Nardi & Andrea Schaerf (1994). Deduction in Concept Languages: From Subsumption to Instance Checking. Journal of Logic and Computation 4. 423-452.

Wissensbasiertes System mit Beschreibungslogiken



Beschreibungslogiken: Varianten

Unterschiede zwischen verschiedenen Beschreibungslogiken

- Auswahl von Konzeptbildungsoperatoren
- Auswahl von Rollenbildungsoperatoren
- Auswahl von Operatoren zur Bildung von Formeln
- Berücksichtigung von Konstanten (für Objekte)

Auswirkungen

- Ausdrucksmächtigkeit und Verarbeitbarkeit
- Manchmal keine: Einschränkung von Formulierungsvarianten desselben Inhaltes
- Reine Konzeptsysteme vs. Konzeptsysteme + Weltausschnitt

Konzeptbildungsoperatoren (Concept constructors)

Standardnotation der Konstruktoren

$\top$	: das universelle Konzept
$\bot$	: das leere Konzept
$C \sqcap D$	: Durchschnitt, Bedingungskonjunktion
$C \sqcup D$	: Vereinigung, Bedingungsdisjunktion
$\neg A$	: Komplement, Negation nur atomarer Konzepte
$\neg C$	: Komplement, Negation nur beliebige Konzepte
$\forall R.C$	: Werterestriktion
$\exists R.\top$	: eingeschränkte Existenzrestriktion
$\exists R.D$	: freie Existenzrestriktion
$(\geq n\ R)$	: Anzahlrestriktion mindestens
$(\leq n\ R)$	: Anzahlrestriktion höchstens

Interpretation der Konstruktoren

Interpretationen sind Paare $\Im = \langle \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$

$\mathcal{I}(\top) = \mathcal{D}$

$\mathcal{I}(\bot) = \varnothing$

$\mathcal{I}(C \sqcap D) = \mathcal{I}(C) \cap \mathcal{I}(D)$

$\mathcal{I}(C \sqcup D) = \mathcal{I}(C) \cup \mathcal{I}(D)$

$\mathcal{I}(\neg C) = \mathcal{D} \setminus \mathcal{I}(C)$

$\mathcal{I}(\forall R.C) = \{a \in \mathcal{D} \mid \forall b\ [(a, b) \in \mathcal{I}(R) \Rightarrow b \in \mathcal{I}(C)]\}$

$\mathcal{I}(\exists R.\top) = \{a \in \mathcal{D} \mid \exists b\ [(a, b) \in \mathcal{I}(R)]\}$

$\mathcal{I}(\exists R.D) = \{a \in \mathcal{D} \mid \exists b\ [(a, b) \in \mathcal{I}(R) \wedge b \in \mathcal{I}(D)]\}$

$\mathcal{I}((\geq n\ R)) = \{a \in \mathcal{D} \mid\ |\{b \in \mathcal{D} \mid (a, b) \in \mathcal{I}(R)\}| \geq n\}$

$\mathcal{I}((\leq n\ R)) = \{a \in \mathcal{D} \mid\ |\{b \in \mathcal{D} \mid (a, b) \in \mathcal{I}(R)\}| \leq n\}$

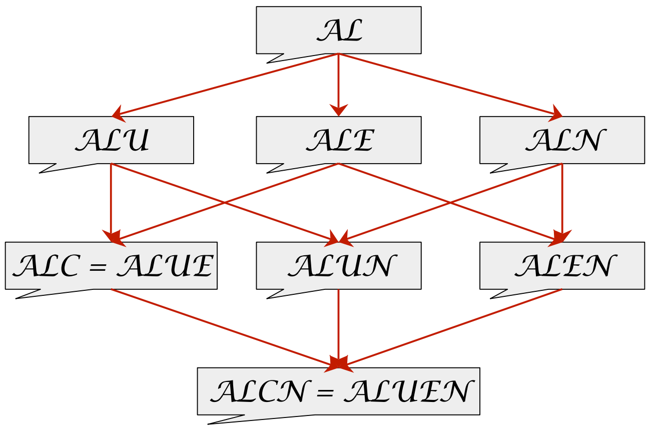
Rollenkonstruktoren mit Interpretation

$\mathcal{I}(\mathrm{U}) =$	$\mathcal{D}\times\mathcal{D}$
$\mathcal{I}(\mathrm{Id}) =$	$\{(a, a) \mid a \in \mathcal{D}\}$
$\mathcal{I}(\mathrm{R} \sqcap \mathrm{S}) =$	$\mathcal{I}(\mathrm{R}) \cap \mathcal{I}(\mathrm{S})$
$\mathcal{I}(\mathrm{R} \sqcup \mathrm{S}) =$	$\mathcal{I}(\mathrm{R}) \cup \mathcal{I}(\mathrm{S})$
$\mathcal{I}(\neg\mathrm{R}) =$	$\mathcal{D}\times\mathcal{D} \setminus \mathcal{I}(\mathrm{R})$
$\mathcal{I}(\mathrm{R}^{-}) =$	$\{(a, b) \in \mathcal{D}\times\mathcal{D} \mid (b, a) \in \mathcal{I}(\mathrm{R})\}$
$\mathcal{I}(\mathrm{R} \circ \mathrm{S}) =$	$\{(a, b) \in \mathcal{D}\times\mathcal{D} \mid \exists c\, [(a, c) \in \mathcal{I}(\mathrm{R}) \wedge (c, b) \in \mathcal{I}(\mathrm{S})]\}$
$\mathcal{I}(\mathrm{R}^{+}) =$	Transitive Hülle von $\mathcal{I}(\mathrm{R})$
$\mathcal{I}(\mathrm{R}^{*}) =$	Reflexive, transitive Hülle von $\mathcal{I}(\mathrm{R})$
$\mathcal{I}(\mathrm{R}\|_{\mathrm{C}}) =$	$\mathcal{I}(\mathrm{R}) \cap \mathcal{D}\times\mathcal{I}(\mathrm{C})$

Die Basissprache $\mathcal{AL}$ und Erweiterungen

	$\mathcal{AL}$	$\mathcal{ALU}$	$\mathcal{ALE}$	$\mathcal{ALN}$	$\mathcal{ALC}$
$\top$	+	+	+	+	+
$\bot$	+	+	+	+	+
C ⊓ D	+	+	+	+	+
C ⊔ D	–	+	–	–	–
¬A	+	+	+	+	+
¬C	–	–	–	–	+
∀R.C	+	+	+	+	+
∃R.$\top$	+	+	+	+	+
∃R.D	–	–	+	–	–
(≥ n R)	–	–	–	+	–
(≤ n R)	–	–	–	+	–

$\mathcal{AL}$-Sprachfamilie (Ausdrucksmächtigkeit)



Hintergrundsmaterialien

- Baader, Franz (2003). Appendix 1. Description logic terminology. In F. Baader, D. Calvanese, D.L. McGuinness, D. Nardi & P. Patel-Schneider (eds.) The Description Logic Handbook. Theory, Implementation and Application (pp. 485–495). Cambridge UP: Cambridge, NY. (dlhb-appendix)
- Nardi, Daniele & Ronald J. Brachman (2003). An introduction to description logics. In F. Baader, D. Calvanese, D.L. McGuinness, D. Nardi & P. Patel-Schneider (eds.) The Description Logic Handbook. Theory, Implementation and Application (pp. 1–40). Cambridge UP: Cambridge, NY. (dlhb-01)

Einordnung bezüglich anderer Logiken

Beschreibungslogiken sind

- ausdrucksschwächer als Prädikatenlogik

$\mathcal{ALU}$ und Erweiterungen sind

- ausdrucksreicher als Aussagenlogik

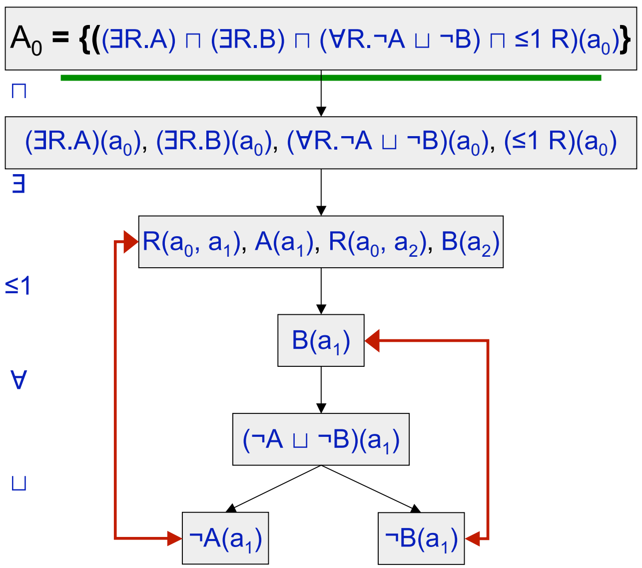
Entscheidbarkeit

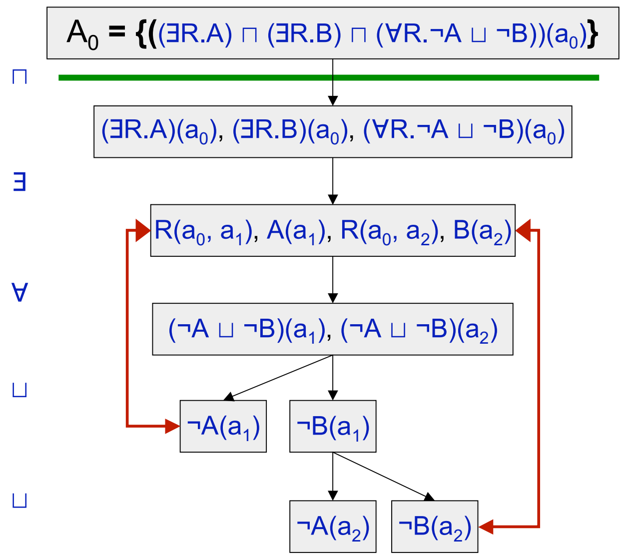
- Prädikatenlogik ist semi-entscheidbar
- Aussagenlogik ist entscheidbar
- Bei Beschreibungslogiken gibt es entscheidbare und semi-entscheidbare Varianten
  - ➔ gesucht wird nach entscheidbaren Varianten mit geringer Komplexität

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





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

$\sqcap$

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

$\exists$

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

$\exists$

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

$\exists$

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

Eigenschaften von Modellen

Eigenschaften (vielen) Beschreibungslogiken

- endliche-Modell-Eigenschaft (*finite-model property*)
  - Eine Formel/ein Konzept ist genau dann erfüllbar, wenn es ein endliches Modell hat.
- Baum-Modell-Eigenschaft (*tree-model property*)
  - Eine Formel/ein Konzept ist genau dann erfüllbar, wenn es ein Modell mit Baum-Struktur hat.

- Gegenbeispiel aus der Prädikatenlogik:

  $R(a, b) \wedge \forall x\, [\neg R(x, x)] \wedge$
  $\forall x, y\, [R(x, y) \Rightarrow \exists z\, [R(x, z) \wedge R(z, y)]$
  - hat nur unendliche Modelle, die keine Baumform haben

Verarbeitung: Beweiser

Tableau-Verfahren

Sitzung 3

- Sattler, Ulrike (1996). A Concept Language Extended with Different Kinds of Transitive Roles. In Görz, G. and Hölldobler, S. (eds.) 20. Deutsche Jahrestagung für Künstliche Intelligenz (pp. 333–345). Springer Verlag.

Sitzung 4

- Baader, F. & U. Sattler (2001). An overview of tableau algorithms for description logics. Studia Logica 69. 5–40.
- Buchheit, Martin, Francesco M. Donini & Andrea Schaerf (1993). Decidable reasoning in terminological knowledge representation systems. Journal of Artificial Intelligence Research 1. 109–138.

Korrespondenzen zu anderen Sprachen

Bewertung einer formalen Sprache

- Ausdrucksmächtigkeit
- Handhabbarkeit

$\Longrightarrow$ Trade-off

Wo stehen die Beschreibungslogiken?

Bekannte Beziehungen existieren u.a. zu

- Zu Multi-Modallogiken (Modallogiken mit (mehreren) Paaren von Modaloperatoren) **Sitzung 6**
- Zu dynamischen Logiken (vgl. denotat. Semantik von Programmen)
- 2-Variablen-Fragment der Prädikaten-Logik **Sitzung 7**

Korrespondenzen zu anderen Sprachen

Multi-Modallogik

Sitzung 6

- Schild, K. (1991). A correspondence theory for terminological logics: Preliminary report. In In Proc. of the 12th Int. Joint Conf. on Artificial Intelligence (IJCAI-91) (pp. 466–471). Sydney, Australia. http://citeseer.ist.psu.edu/schild91correspondence.html

2-Variablen-Fragment der Prädikatenlogik

Sitzung 7

- Lutz, C., U. Sattler & F. Wolter (2001). Description Logics and the Two-Variable Fragment. In D.L. McGuiness, P.F. Pater-Schneider, C. Goble & R. Möller (eds.) Proceedings of the 2001 International Workshop in Description Logics (DL-2001) , (pp. 66–75). Stanford, California, USA. Proceedings online available from http://SunSITE.Informatik.RWTH-Aachen.DE/Publications/CEUR-WS/

Übersetzung in Prädikatenlogik

Konzepte entsprechen Formeln mit einer freien Variable

Rollen entsprechen zweistelligen Prädikatssymbolen

Übersetzungsfunktion ϕ: $\mathcal{Var} \times \mathcal{ALUEC} \rightarrow \mathcal{PL}$

- bildet eine Variable und ein Konzept auf eine prädikatenlogische Formel ab, in der höchstens die genannte Variable frei vorkommt

Induktive Definition von ϕ

$\phi(x, A) = A(x)$

$\phi(x, \top) = \top(x)$

$\phi(x, C \sqcap D) = \phi(x, C) \wedge \phi(x, D)$

$\phi(x, C \sqcup D) = \phi(x, C) \vee \phi(x, D)$

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

$\phi(x, \bot) = \bot(x)$

Hier wird davon ausgegangen, dass nur atomare Rollen vorliegen.

Es sei y eine Variable, die von x verschieden ist

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

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

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

Übersetzung in Prädikatenlogik: Beobachtungen

Die Übersetzung von $\mathcal{ALUEC}$

- kommt insgesamt mit zwei Variablen aus
- ➢ zwei-Variablen Fragment der Prädikatenlogik (FO^2): entscheidbar

FO^2 erlaubt nur Formeln mit maximal zwei Variablen

Variablen dürfen wiederverwendet werden

- Beispiel: Ein Pfad einer Länge n in einem Graphen: $\exists x,y\ (R(x,y) \wedge \exists x\ (R(y,x) \wedge \ldots))$
- Relationale Strukturen

Aussagenlogische (Mono-)Modallogik

Erweiterung der Aussagenlogik um Modalitäten

$\Diamond$p „Es ist möglich, dass p gilt"

$\Box$p „Es ist notwendig, dass p gilt"

Syntax

Die Menge der Formeln der modalen Aussagenlogik $\mathcal{For}(\mathcal{L}_{MA})$ ist die kleinste Menge, so dass gilt:

1. Alle atomaren aussagenlogischen Formeln sind Formeln aus $\mathcal{For}(\mathcal{L}_{MA})$.
2. Ist X eine Formel aus $\mathcal{For}(\mathcal{L}_{MA})$, so sind auch $\neg$X, $\Diamond$X, $\Box$X Formeln aus $\mathcal{For}(\mathcal{L}_{MA})$.
3. Sind X und Y Formeln aus $\mathcal{For}(\mathcal{L}_{MA})$ und ist $\circledcirc$ ein binärer Junktor, so ist auch X$\circledcirc$Y eine Formel aus $\mathcal{For}(\mathcal{L}_{MA})$.

Aussagenlogische (Mono-)Modallogik

Modallogischer Rahmen (frame)

$\mathcal{F} = \langle \mathcal{W}, \mathcal{R} \rangle$

$\mathcal{W}$ nicht leere Menge (von möglichen Welten)

$\mathcal{R}$ Relation auf $\mathcal{W}$ (Erreichbarkeits- oder Sichtbarkeitsrelation)

Modallogisches Modell $\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, \mathcal{R}, \mathcal{V} \rangle$

$\mathcal{V} : \mathcal{For}(\mathcal{L}_{MA}) \times \mathcal{W} \rightarrow$ {wahr, falsch} ist Interpretationsfunktion

Interpretation der Modaloperatoren

$\mathcal{V}(\diamond X, w)$ = wahr gdw es eine Welt w' gibt, so dass $\mathcal{R}(w,w')$ und $\mathcal{V}(X, w')$ = wahr

$\mathcal{V}(\Box X, w)$ = wahr gdw in jeder Welt w', für die $\mathcal{R}(w,w')$ gilt, $\mathcal{V}(X, w')$ = wahr

Aussagenlogische Multi-Modallogik

Multi-Modallogik $\mathcal{K}_m$ erlaubt m Paare von Modaloperatoren [i] und $\langle i \rangle$, mit $1 \leq i \leq m$

Beispiele: [i]F, $\langle i \rangle$F

Semantik: m Erreichbarkeitsrelationen $\mathcal{R}_i$

Modell: $\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, \mathcal{R}_1, \dots, \mathcal{R}_m, \mathcal{V} \rangle$

Interpretation der Modaloperatoren

$\mathcal{V}(\langle i \rangle X, w)$ = wahr gdw es eine Welt w' gibt, so dass $\mathcal{R}_i(w, w')$ und $\mathcal{V}(X, w')$ = wahr

$\mathcal{V}([i]X, w)$ = wahr gdw in jeder Welt w', für die $\mathcal{R}_i(w, w')$ gilt, $\mathcal{V}(X, w')$ = wahr

Übersetzung in aussagenlogische Multi-Modallogik

Konzepte entsprechen aussagenlogischen Formeln

Rollen werden über Paare von Modaloperatoren repräsentiert

Übersetzungsfunktion ϕ: $\mathcal{ALUEC} \rightarrow \mathcal{ML}$

Induktive Definition von ϕ

$\phi(A)$ =	A
$\phi(\top)$ =	$\top$
$\phi(C \sqcap D)$ =	$\phi(C) \wedge \phi(D)$
$\phi(C \sqcup D)$ =	$\phi(C) \vee \phi(D)$
$\phi(\neg C)$ =	$\neg\phi(C)$
$\phi(\bot)$ =	$\bot$

Hier wird davon ausgegangen, dass nur atomare Rollen vorliegen.

- Für jede (atomare) Rolle R werden zwei duale Modal-Operatoren [R] und $\langle R \rangle$ eingeführt.

$\phi(\forall R.C)$ =	$[R]\ \phi(C)$
$\phi(\exists R.\top)$ =	$\langle R \rangle\ \top$
$\phi(\exists R.D)$ =	$\langle R \rangle\ \phi(D)$

Aussagenlogische dynamische Logik

Syntax

Formeln F, in denen Programme π vorkommen

$[\pi]$F

$\langle \pi \rangle$F

Programme sind:

- atomare Programme
- $\pi_1; \pi_2$ Hintereinanderausführ.
- $\pi_1 \cup \pi_2$ nichtdeterminist. π_1 oder π_2
- π^* π mehrmals ausführen
- (F?) Formel F prüfen

Semantik

Modell: $\mathcal{M} = \langle \mathcal{S}, \mathcal{V}, \rho \rangle$

$\mathcal{S}$ ist eine Menge von möglichen Zuständen

$\rho : \Pi \rightarrow 2^{\mathcal{S} \times \mathcal{S}}$ bildet Programme auf Erreichbarkeitsrelationen ab

$\rho(\pi)(s_1, s_2)$: Zustand s_2 ist von s_1 mit Programm π aus erreichbar

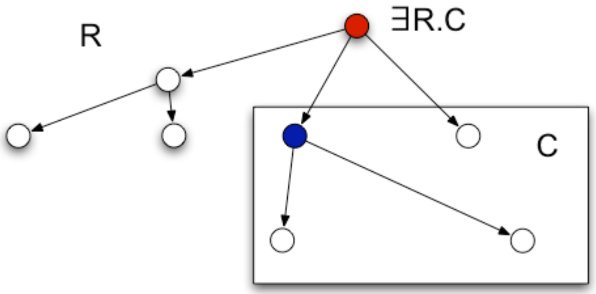
Interpretation der Programme

$\mathcal{V}(\langle \pi \rangle X, w)$ = wahr gdw es einen Folgezustand s' mit $\rho(\pi)(s,s')$ gibt, so dass und $\mathcal{V}(X, s')$ = wahr

$\mathcal{V}([\pi]X, w)$ = wahr gdw in jedem Folgezustand s' mit $\rho(\pi)(s,s')$ gilt $\mathcal{V}(X, s')$ = wahr

Überblick: korrespondierende Formeln

Modal-L.	**Beschr-L.**	**FO²**
$\langle i \rangle\, p$	$\exists R_i.C_p$	$\exists y\, (R_i(x,y) \wedge P(y))$
$[i]\, p$	$\forall R_i.C_p$	$\forall y\, (R_i(x,y) \rightarrow P(y))$



Wissensbasis

T-Box-Restriktionen

- nur Definitionen $A \doteq C$
  - keine *Spezialisierungen* wie $A \sqsubseteq C$ erlaubt
  - Normalisierung: $A \doteq A' \sqcap C$
- Zyklenfreiheit
  - Beispiel für eine zyklische Definition: Ein Mensch ist ein Lebewesen mit menschlichen Eltern.
    Human ≐ Animal ⊓ ∀hasParent.Human
  - Jede azyklische T-Box ist äquivalent zu einer definitiorischen T-Box, d.h. zu einer T-Box, für die bei einer gegebenen Interpretation der Basissymbole, genau eine Interpretation der definierten Konzepte möglich ist.

Zyklische T-Boxen

Sitzung 8

- Nebel, Bernhard (1991). Terminological Cycles: Semantics and Computational Properties. In J. Sowa (ed.) Principles of Semantic Networks (pp. 331–362). Morgan Kaufmann: San Mateo. ftp://ftp.informatik.uni-freiburg.de/documents/papers/ki/nebel-posn91.ps.gz

Zyklische T-Boxen erlauben auch rekursive Definitionen:

- Ein Mensch ist ein Lebewesen mit menschlichen Eltern.
  Human ≐ Animal ⊓ ∀hasParent.Human
- Eine Wurzel eines binären Baumes ist eine Baumwurzel, hat höchstens zwei Äste und alle Äste sind binäre Bäume.
  binTreeR ≐ TreeR ⊓ ≤2 hasBranch ⊓ ∀hasBranch.binTreeR

Zyklische T-Boxen

Fixpunktsemantik zyklischer T-Boxen

- ausgehend von einer Basisinterpretation gemäß der Definition schrittweise erweitern
- stabile Modelle (als Fixpunkte von Funktionen)

Beispiel

- T-Box = {Momo ≐ Man ⊓ ∀hasChild.Momo}
  $\mathcal{I}(\text{Man}) = \mathcal{D} = \{\text{Hans}_1, \text{Hans}_2, \ldots, \text{Hans}_5, \text{Karl}_1, \text{Karl}_2, \ldots\}$
  $\mathcal{I}(\text{hasChild}) = \{(\text{Hans}_i, \text{Hans}_{i+1}) \mid 1 \leq i \leq 4\} \cup \{(\text{Karl}_i, \text{Karl}_{i+1}) \mid 1 \leq i\}$
- $\text{Hans}_5 \in \mathcal{I}(\text{Man} \sqcap \forall\text{hasChild.Momo})$ gilt, da unabhängig von der (noch nicht feststehenden) Interpretation von Momo.
- Schrittweise Bestimmung eines Fixpunktes:
  $\mathcal{I}_1(\text{Momo}) = \{\text{Hans}_5\}$
  $\mathcal{I}_2(\text{Momo}) = \mathcal{I}_1(\text{Momo}) \cup \{\text{Hans}_4\}$
  $\mathcal{I}_5(\text{Momo}) = \{\text{Hans}_1, \text{Hans}_2, \ldots, \text{Hans}_5\}$
- Eine weitere Iteration ist nicht erforderlich.

Zyklische T-Boxen

Fixpunkt einer Basisinterpretation

- muss nicht eindeutig sein
- Beispiel: Es gibt zwei Erweiterungen von $\mathcal{I}$, die die Formel wahr machen.

  $\mathcal{I}'$(Momo) = {$Hans_1$, $Hans_2$, …, $Hans_5$}

  $\mathcal{I}''$(Momo) = $\mathcal{D}$ = {$Hans_1$, $Hans_2$, …, $Hans_5$, $Karl_1$, $Karl_2$, …}

Ordnung

- Fixpunkt-Interpretationen ausgehend von derselben Basisinterpretation lassen sich partiell ordnen.
- $\mathcal{I}' \preceq \mathcal{I}''$, denn $\mathcal{I}'$(Momo) $\subseteq$ $\mathcal{I}''$(Momo)
- ➢ Least-/greatest fixpoint semantics

Spracherweiterung: Konkrete Domänen

Integration verschiedener konkreter Domänen, wie z.B.:

- numerische k.D. wie z.B.: Domäne $\mathbb{Q}$ mit Relationen <, ≤, =, ≠, ≥, > (2-stell. Präd.) und + (3-stell. Präd.)
  Bsp: Erwachsener ≐ Mensch ⊓ ∃alter,k_{18}.≥
  Erwachsene sind Menschen, die mindestens 18 Jahre alt sind.
- Intervallrelationen: Domäne Intervalle $\langle t_1, t_2 \rangle$ mit Intervallrelationen (meets, overlaps, during etc.)

Sitzung 9

- Baader, F. & P. Hanschke (1991). A scheme for integrating concrete domains into concept languages. DFKI Research Report RR-91-10. Deutsches Forschungszentrum für Künstliche Intelligenz, Kaiserslautern.
- Lutz, C. (2003). Description Logics with Concrete Domains—A Survey. In Advances in Modal Logics, Vol. 4. World Scientific Publishing Co. Pte. Ltd.

Konkrete Domänen

Syntax zusätzlich:

abstrakte und konkrete Features (alt. Bez.: Attributes, funktionale Rollen)

Pfade **u = $f_1 f_2 \ldots f_n g$, wobei die f_i abstrakte Features und g ein konkretes Feature ist.**

Prädikatssymbole **P**

zusätzliche Konzepte:

$\exists u_1,..,u_n.P$

$\forall u_1,..,u_n.P$

Semantik

abstrakte Domäne (D_A)(wie bisher)

konkrete Domäne (D_K)

Interpretation der *Features* durch partielle Funktionen, die Elemente der abstrakten Domäne auf

- Elemente der abstrakten Domäne
- Elemente der konkreten Domäne

abbilden.

$I(\exists u_1,..,u_n.P)$=

$\{d \in D_A \mid \exists x_1,..,x_n \in D_K: I(u_i)(d) = x_i, 1 \leq i \leq n \text{ und } (x_1,..,x_n) \in I(P)\}$

Bsp. numerische k.D.: Erwachsener ≐ Mensch ⊓ ∃alter,k_{18}.≥

Verarbeitung: Systeme

Ausgangslage: für ausdrucksstarke DL sind generelle Schlussmechanismen im allgemeinen nicht handhabbar

Bsp: Subsumption von Konzeptbeschreibungen in $\mathcal{ALC}$ ist PSpace-vollständig

Optimierung

- Eigenschaften der Subsumptionsbeziehung ausnutzen
- Syntaktische Strukturen nutzen
- Tableauverfahren: bekannte Mechanismen aus anderen Logiken übertragen

Evaluation

- worst case vs average case
- Tests mit existierenden Terminologien oder Benchmarks aus anderen Bereichen
- Tests mit automatisch generierten Terminologien

Verarbeitung: Systeme

Sitzung 10 : Grundideen

- Baader, Franz, Bernhard Hollunder, Bernhard Nebel, Hans-Jürgen Profitlich & Enrico Franconi (1992). An empirical analysis of optimization techniques for terminological representation systems or: Making KRIS get a move on. In B. Nebel, W. Swartout & C. Rich (eds.) Principles of Knowledge Representation and Reasoning: Proceedings of the 3rd International Conference (pp. 270–281). Morgan Kaufmann: San Mateo.

Sitzung 11 : Verfeinerungen

- Horrocks, Ian R. (1998). Using an Expressive Description Logic: FaCT or Fiction?. In Anthony G. Cohn, Lenhart Schubert & Stuart C. Shapiro (eds.) KR'98: Principles of Knowledge Representation and Reasoning (pp. 636–645). Morgan Kaufmann: San Francisco, California. citeseer.ist.psu.edu/horrocks98using.html
- Horrocks, I. (1998). The FaCT system. In H. de Swart (ed.) Automated Reasoning with Analytic Tableaux and Related Methods: International Conference Tableaux'98 (pp. 307–312). Springer-Verlag.
- Horrocks, Ian & Peter Patel-Schneider (1999). Optimizing description logic subsumption. Journal of Logic and Computation 9. 267–293.

Aktuelle Anwendungsperspektiven

Ontologien für das Semantic Web

Ontologien und Terminologien
- Verwendung von DL zur Beschreibung von Ontologien
  - Taxonomien
  - Partonomien (Teil-Ganzes-Hierarchien)
- Alternativen
  - Modellierung von Partonomien in DL
  - Erweiterung von DL um partonomische Relationsstrukturen

Sitzung 12

Anforderungen an Ontologie-Beschreibungssprachen (OIL, OWL)
- Lesbarkeit für Menschen und Maschinen
- Ausdruckmächtigkeit vs Handhabbarkeit

Sitzung 13

Konkrete Anwendungen
- Beispiel einer medizinischen Ontologie

Sitzung 14

Teil-Ganzes-Hierarchien

Sitzung 12

- Sattler, Ulrike (1995). A concept language for an engeneering application with part-whole relations. In A. Borgida, M. Lenzerini, D. Nardi & B. Nebel (eds.) Proceedings of the International Workshop on Description Logics (pp. 119–123). Rome.
- Padgham, Lin & Patrick Lambrix (1994). A framework for part-of hierarchies in terminological logics. In J. Doyle, E. Sandewall & P. Torasso (eds.), Principles of Knowledge Representation and Reasoning, KR-94 (pp. 485-496). San Mateo, CA: Morgan Kaufmann.

Anwendungsperspektiven

Semantic Web

Sitzung 13

- Horrocks, Ian, Peter F. Patel-Schneider & Frank van Harmelen (2003). From SHIQ and RDF to OWL: The making of a web ontology language. Journal of Web Semantics 1. 7–26.
- Fensel, Dieter, Frank van Harmelen, Ian Horrocks, Deborah L. McGuinness & Peter F. Patel-Schneider (2001). OIL: An ontology infrastructure for the semantic web. IEEE Intelligent Systems 16(2). 38–44.

Anwendungsperspektiven

Ontologien

Sitzung 14

- Rector, A. & I. Horrocks (1997). Experience building a large, re-usable medical ontology using a description logic with transitivity and concept inclusions. In Proceedings of the Workshop on Ontological Engineering, AAAI Spring Symposium (AAAI'97). AAAI Press: Menlo Park, California.

Organisatorisches

... der Studienführer:

Seminare … dienen der Erörterung ausgewählter wissenschaftlicher Probleme im Hauptstudium. Die Studierenden werden in der Arbeit nach wissenschaftlichen Grundsätzen und der Darstellung wissenschaftlicher Inhalte geschult. Sie erarbeiten selbständig die benötigte Literatur, gestalten einen Seminartermin durch Vortrag und Diskussion und liefern dazu eine schriftliche Zusammenfassung. Dabei ist die Zusammenarbeit in Kleingruppen von 2-3 Studierenden erlaubt. Eine Teilnahmebestätigung erhält, wer diese Leistungen erbringt und sich regelmäßig aktiv an den Diskussionen im Seminar beteiligt. Für einen Seminarschein ist darüber hinaus die Anfertigung einer Seminararbeit erforderlich. Zur Überprüfung der regelmäßigen Beteiligung kann eine Anwesenheitsliste geführt werden.

Vortragsvorbereitung

rechtzeitig vor dem Seminartermin

- Lesen des Aufsatzes
- Rücksprache mit den Seminarleiterinnen
  - zum Inhalt des Aufsatzes
  - zur Auswahl des zu präsentierenden Anteils
  - zum Aufbau des Vortrags
- Klärung technischer Anforderungen und Kompatibilität

im Vortrag

- Übersicht zum Vortrag
- Einordnung der behandelten Beschreibungslogik(en)