UNIVERSITÄT ZU LÜBECK
INSTITUT FÜR INFORMATIONSSYSTEME

Özgür L. Özçep

Repräsentationstheoreme in der Informatik

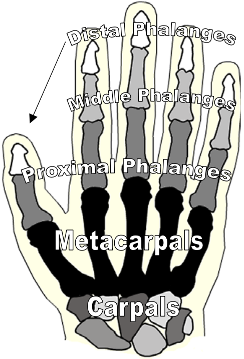
Vorstellungsvortrag
im Rahmen des geplanten Habilitationsverfahrens
10.5.2017, Lübeck

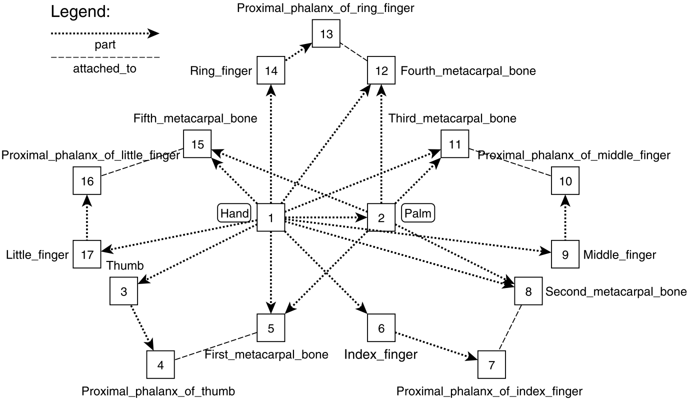
Zur Person

10.14–jetzt	UzL (IFIS): OPTIQUE, PANOPTESEC
11.12–09.14	TUHH (STS): EU-Projekt OPTIQUE (Skalierbarer Zugriff auf Big Data mit Ontologien)
3.10–10.12	TUHH (STS): DFG Projekt GeoDL (optimierte Anfragebeantwortung über räumlich-thematischen Wissensbasen)
4.04–02.10	UHH (WSV): Promotion mit Dissertation “Semantische Integration durch Reinterpretation”
vor 4.10	UHH: Studium Philosophie und Informatik

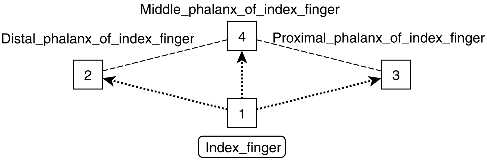
Motivation

Modellierung der Handanatomie





Modellierung mit Beschreibungslogik

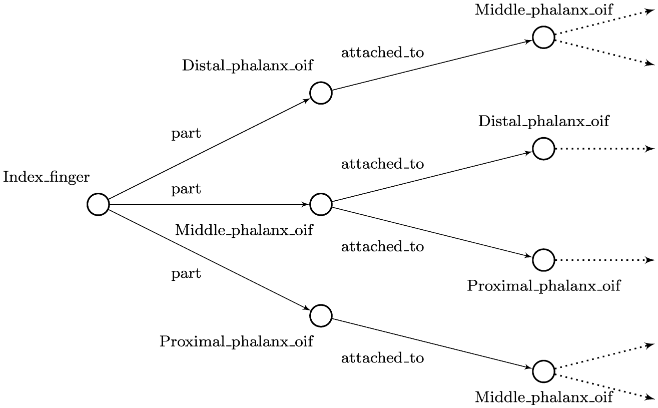


$$Hand \sqsubseteq \exists^{=1} part.Index\_finger$$

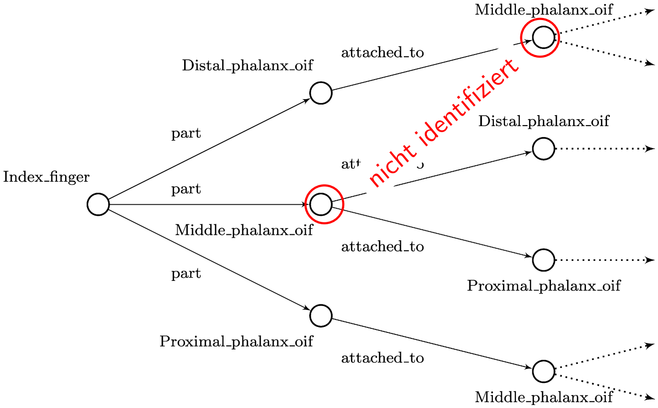
“Klasse Hand UnterKlasseVon Klasse von Dingen, die genau 1 Indexfinger als Teil haben”

$$
\begin{array}{rcl}
Index\_finger & \sqsubseteq & \exists^{=1} part.Distal\_phalanx\_ofI \\
Index\_finger & \sqsubseteq & \exists^{=1} part.Middle\_phalanx\_ofI \\
Index\_finger & \sqsubseteq & \exists^{=1} part.Proximal\_phalanx\_ofI \\
Distal\_phalanx\_ofI & \sqsubseteq & \exists^{=1} attached\_to.Middle\_phalanx\_ofI \\
Middle\_phalanx\_ofI & \sqsubseteq & \exists^{=1} attached\_to.Distal\_phalanx\_ofI \\
Middle\_phalanx\_ofI & \sqsubseteq & \exists^{=1} attached\_to.Proximal\_phalanx\_ofI \\
Proximal\_phalanx\_ofI & \sqsubseteq & \exists^{=1} attached\_to.Middle\_phalanx\_ofI
\end{array}
$$

Beschreibungslogiken gestatten nur baumartige Modelle



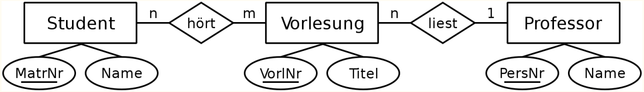
Beschreibungslogiken gestatten nur baumartige Modelle



Formeln und ihre Modelle

Beispiel (Datenbanken)

- ER-Modelle



- SQL-Anfragesprache

```
SELECT  v.VorlNr, v.Titel, p.Name
FROM    Vorlesung as v, Professor as p
WHERE   v.gelesenVon = p.PersNr AND VorlNr > 300
```

Modellbeschreibungssprachen

- Syntax
- Semantik
  - $\mathfrak{A} \models \phi$ (Struktur $\mathfrak{A}$ ist ein Modell der Formel ϕ)
  - $\Phi \models \phi$ (Formel ϕ folgt aus Formelmenge Φ)
    (Jedes Modell von Φ ist ein Modell von ϕ)
- Entscheidungsprobleme
  - "Ist eine Spezifikation erfüllbar?"
  - "Ist eine Spezifikation allgemeiner als eine andere Spezifikation?"
  - "Ist eine Antwort korrekt?"
  - ...

Beispiel (Datenbanken als Modelle)

Tabelle Uni-Angestellte

ID	Name
1	Sokrates
2	Platon
3	Aristoteles

Tabelle Professor

ID
1
2

- $\mathfrak{A}$ = (Aktive Domäne, Tabelle1, Tabelle2, ...)
- In diesem Beispiel
  - Domäne von $\mathfrak{A}$ = {1,2,3, Sokrates, Platon, Aristoteles}
  - Uni-Angestellte$^{\mathfrak{A}}$ = {(1,Sokrates), (2,Platon), (3,Aristoteles)}
  - Professor$^{\mathfrak{A}}$ = {1,2}
- $\mathfrak{A} \models \exists x\; Uni{-}Angestellte(x, Sokrates) \land Professor(x)$

Das eine intendierte Modell?

Hauptproblem

Formale Spezifikation Φ enthält üblicherweise sehr **viele** formale Modelle, unter denen nicht-intendierte sein können

Hauptproblem

Formale Spezifikation Φ enthält üblicherweise sehr **viele** formale Modelle, unter denen nicht-intendierte sein können

Hindernis für Entscheidungsprobleme

- Erfüllbarkeit von Φ eventuell nur durch nicht-intendiertes Modell
- Folgerbarkeit eventuell nicht gewährleistet wegen nicht-intendierter Modelle

http://www.datasciencecentral.com/profiles/blogs/data-modeling-and-the-open-world-assumption

Data Science and the Open World Assumption

Posted by Kurt Cagle on May 7, 2015 at 8:32pm View Blog

A funny thing happened in the last few years. We began to lose the Closed World Assumption.

Now I can understand that this is not exactly huge, earth-shattering news; most people do not in fact realize that they've been using the Closed World Assumption to begin with. However, I'd contend that this event is having a transformative effect upon the way that we interact with data, one that may very well change the perspective about information in ways perhaps as profound as Ted Codd's introduction of the relational model in the 1970s.

Open the Closed World Doors

In basic terms, the closed world assumption can be stated as "When we model something, our model is complete." Most people who have had to define a data model recognize that this statement is at best a convenient fiction - any effort to completely define almost any object ultimately comes down to identifying which attributes of that object are relevant to the particular business domain - yet even with this observation, the necessity of restricting attributes is so fundamental to the way that models are designed and built that it is seldom challenged.

Geschlossene-Welt-Annahme in Datenbanken

- Close-World Assumption (CWA)
- "Das mit der DB beschriebene Modell ist vollständig"

Beispiel

Tabelle Uni-Angestellter

ID	Name
1	Sokrates
2	Platon
3	Aristoteles

Tabelle Professor

ID
1
2

"3" (= ID von Aristoteles) kommt nicht in Tabelle Professor vor
$\Longrightarrow$ Aristoteles ist kein Professor

Geschlossene-Welt-Annahme in Datenbanken

- Close-World Assumption (CWA)
- “Das mit der DB beschriebene Modell ist vollständig”

Beispiel

Tabelle Patient

ID	Name
1	Sokrates
2	Platon
3	Aristoteles

Tabelle Patient-Blutzucker

ID	Blutzuckerwert
1	90
2	120

“3” kommt nicht in Tabelle Patient-Blutzuckerwert vor
$\Longrightarrow$? Aristoteles hat keinen Blutzuckerwert.

NULL-Werte

- NULLs für Modellierung von Unvollständigkeit
- Aber Semantik nicht geklärt und daher häufig kritisiert

L. Libkin. SQL's three-valued logic and certain answers. ACM Trans. Database Syst., 41(1):1:1–1:28, 2016. (s. auch Vorl. Foundations of Databases and Ontologies)

Beispiel

Tabelle Patient

ID	Name
1	Sokrates
2	Platon
3	Aristoteles

Tabelle Blutzucker

ID	Blutzuckerwert [30-600]
1	90
2	120
3	NULL

Aristoteles hat einen Blutzuckerwert (30 oder 31 oder ...)

NULL-Werte

- NULLs für Modellierung von Unvollständigkeit
- Aber Semantik nicht geklärt und daher häufig kritisiert

L. Libkin. SQL's three-valued logic and certain answers. ACM Trans. Database Syst., 41(1):1:1–1:28, 2016. (s. auch Vorl. Foundations of Databases and Ontologies)

Beispiel

Tabelle Patient

ID	Name
1	Sokrates
2	Platon
3	Aristoteles
4	Xanthippe
5	Leda

Tabelle Schwangerschaft

ID	HCG-Hormon-Wert
1	NULL
2	NULL
3	NULL
4	NULL
5	130

- Männliche Patienten NULL: kein HCG-Test
- Weibliche Patienten mit NULL: kein HCG-Test (aber HCG-Wert hat sie) oder HCG-Test & nicht bekannt

Semi-Open-World in DBs und sichere Antworten

- NULL-Values erzwingen Betrachtung mehrerer Vervollständigungen einer DB (mehrere Modelle)
- Sichere-Antwort-Semantik gängiger Kompromiss

Definition (Sichere Antworten (certain answers))

$$cert(\ Q\ ,\ DB\ ) = \bigcap_{\text{Vervollständigung V von DB}} ans(\ Q\ ,\ V\ )$$

Datenaustausch am Beispiel Flugdomäne

Quellschema σ und DB-Instanz

Geo(	stadt,	land,	pop	)
Flug (	start,	ziel,	airl,	abfl)
	paris	sant.	airFr	2320

Zielschema τ

Route($\underline{\text{fnr}}$, start, ziel)

Info($\underline{\text{fnr}}$, abfl, ank, airl)

Service(airl, stadt, land, tel)

Datenaustausch am Beispiel Flugdomäne

Quellschema σ und DB-Instanz

Geo(stadt, land, pop)

Flug (	start,	ziel,	airl,	abfl	)
	paris	sant.	airFr	2320	

Zielschema τ

Route($\underline{\text{fnr}}$, start, ziel)

Info($\underline{\text{fnr}}$, abfl, ank, airl)

Service(airl, stadt, land, tel)

- τ DB-Instanz(en) mittels **Abbildungsregeln** $Abb_{\sigma\tau}$

$$Flug(start, ziel, airl, abfl) \longrightarrow$$
$$\exists fnr \; \exists \; ank(Route(fnr, start, ziel) \wedge Info(fnr, abfl, ank, airl))$$

Datenaustausch am Beispiel Flugdomäne

Quellschema σ und DB-Instanz

Geo(	stadt,	land,	pop	)
Flug (	start,	ziel,	airl,	abfl)
	paris	sant.	airFr	2320

Zielschema τ

Route(	$\underline{\text{fnr}}$,	start,	ziel	)
Info(	$\underline{\text{fnr}}$,	abfl,	ank,	airl)
Service(	airl,	stadt,	land,	tel)

- τ DB-Instanz(en) mittels **Abbildungsregeln** $Abb_{\sigma\tau}$

$$Flug(start, ziel, airl, abfl) \longrightarrow$$
$$\exists fnr\ \exists\ ank(Route(fnr, start, ziel) \wedge Info(fnr, abfl, ank, airl))$$

Datenaustausch am Beispiel Flugdomäne

Quellschema σ und DB-Instanz

Geo(	stadt,	land,	pop	)
Flug (	start,	ziel,	airl,	abfl)
	paris	sant.	airFr	2320

Zielschema τ und DB-Instanz

Route(	<u>fnr</u>,	start,	ziel	)	
	$\perp_1$,	paris,	sant.		
Info(	<u>fnr</u>,	abfl,	ank,	airl	)
	$\perp_1$,	2320,	$\perp_2$	airFr	
Service(	airl,	stadt,	land,	tel	)

- τ DB-Instanz(en) mittels **Abbildungsregeln** $Abb_{\sigma\tau}$

$$Flug(start, ziel, airl, abfl) \longrightarrow$$
$$\exists fnr \; \exists \; ank(Route(fnr, start, ziel) \wedge Info(fnr, abfl, ank, airl))$$

Hauptproblem

Formale Spezifikation Φ enthält üblicherweise sehr viele formale Modelle, unter denen **nicht-intendierte** sein können

- Formale Spezifikationssprache zu schwach
  (zugunsten berechnungstechnischer Handhabbarkeit)
  - Erfordert Erweiterung der formalen Spezifikationssprache oder
  - "Umweg" durch "Überbevölkerung" der Domäne
    Beispiel SEP-Triplets in Snomed
    $\text{Hand}_{\textit{structure}}$ vs. $\text{Hand}_{\textit{entity}}$ vs. $\text{Hand}_{\textit{part}}$)

  $\Longrightarrow$ "Tractability-Trap"

- Blindes Vertrauen in Spezifikationsstandards ("Importitis")
  $\Longrightarrow$ Formale Spezifikation enthält kein formales Modell

Repräsentationstheoreme

Überblick über alle Modelle nötig

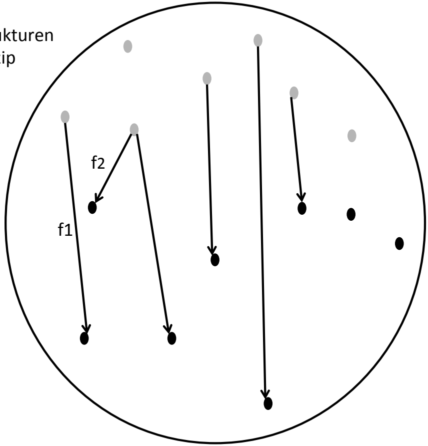
- Intuitiv: Suche nach “prototypischen” Modellen
- Formal: Suche nach repräsentierenden Modellen

● Klasse der repräsentierenden Strukturen mit einfachem Konstruktionsprinzip
(VW-Käfer)

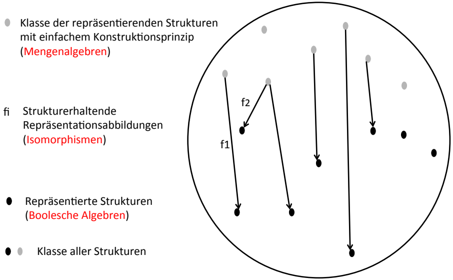
fi Strukturerhaltende Repräsentationsabbildungen
(VW-Blaupause->
Porsche-Blaupause)

● Repräsentierte Strukturen
(Nicht-VW-Käfer-PKWs)

● ● Klasse aller Strukturen
(PKWs)



Standardbeispiel: Stone's Theorem



Boolesche Algebra $(A, +, \cdot, -, 0, 1)$

$$
\begin{aligned}
&x + y = y + x \\
&x + (y + z) = (x + y) + z \\
&x + 0 = x \\
&x + (-x) = 1 \\
&x + (y \cdot z) = (x + y) \cdot (x + z) \\
&x \cdot y = -(-x + -y)
\end{aligned}
$$

Mengenalgebra:
$(Pot(A), \cup, \cap, \overline{}, \emptyset, A)$

Theorem (Stone)

Jede Boolesche Algebra ist isomorph zu einer Mengenalgebra.

Repräsentation für Nähe-Relationen

Motivation

Verschiedene Typen 2-stelliger **Nähe-Relationen** $\boldsymbol{nr}(\cdot,\cdot)$ zwischen Regionen A und B

- **Metrische Nähe**

  $nr_{metr}(A, B)$ gdw metrische-Distanz$(A, B) <$ Schwellwert

- **Topologische Nähe**

  $nr_{top}(A, B)$ gdw *überlappt*(A, B) oder *berührt*(A, B)

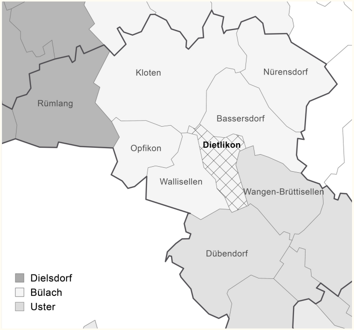
  ...

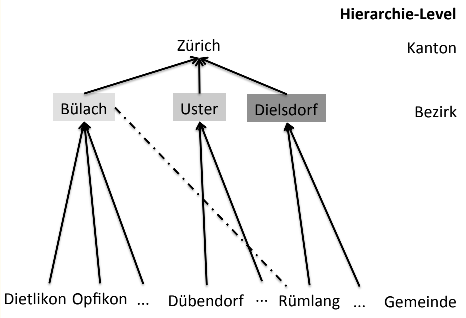
- **Räumliche Nähe bzgl. räumlich-thematischer Hierarchie**

  $nr_H(A, B)$ gdw A berührt die oder überlappt mit der hierarchisch nächsten Region über B

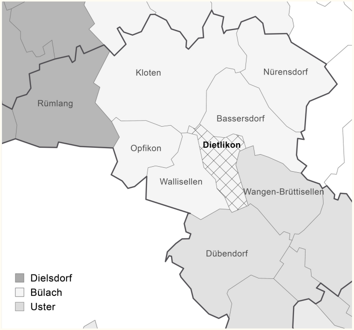
Beispiel (Räumliche Nähe bzgl. Hierarchie)

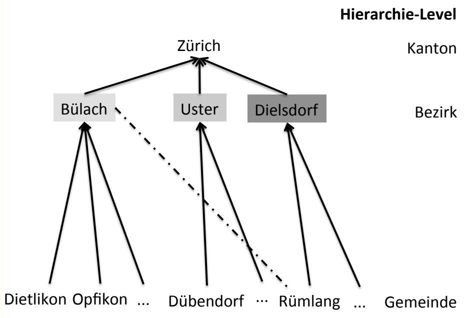
"Finde alle Regionen in der Nähe von der Gemeinde Dietlikon"





"Finde alle Regionen in der Nähe von der Gemeinde Dietlikon"





Beantwortung der Frage $nr_H(X, Dietlikon)$

- "Upshift" im 2. Argument: Dietlikon$^{\Uparrow,H}$ = Bezirk Bülach
- Regionen, die mit der Gemeinde Dietlikon überlappen oder sie berühren (= alle im Bild benannten Regionen)

Strikte Hierarchie

- Alle Pfade in Baumhierarchie gleich lang.
- Keine Region auf unterschiedlichen Levels.

Ziel: Repräsentationstheorem für Nähe-Relationen nr_H

Finde Menge von Axiomen Ax für eine binäre Relation δ, so dass:

- Für jede strikte Hierarchie H: nr_H als δ erfüllt Ax;

  und

- für alle Relationen δ, die Ax erfüllen, lässt sich ein striktes H finden, so dass $\delta = nr_H$.

Basis-Axiomenmenge Ax_{Basis}

- "Nur nichtleere Mengen stehen in δ-Relation."
  $\forall A, B \subseteq X\ [\delta(A, B) \rightarrow (A \neq \emptyset \wedge B \neq \emptyset)]$

- "Sich schneidende Mengen stehen in δ-Relation zueinander"
  $\forall A, B \subseteq X\ [A \cap B \neq \emptyset \rightarrow (\delta(A, B) \wedge \delta(B, A))]$

- "δ ist linksadditiv "
  $\forall A, B, C \subseteq X\ [(\delta(A, C) \vee \delta(B, C)) \leftrightarrow \delta(A \cup B, C)]$

- "δ ist rechts-superadditiv"
  $\forall A, B, C \subseteq X\ [(\delta(A, B) \vee \delta(A, C)) \rightarrow \delta(A, B \cup C)]$
  (Beachte: Kein $\leftrightarrow$)

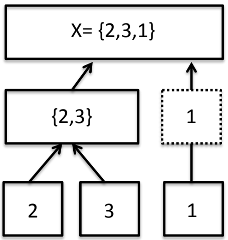
Proposition

Alle Relationen der Form nr_H erfüllen Ax_{Basis}.

***Aber:** Es gibt auch andere.*

Beispiel (Relation δ mit nicht-strikter Hierarchie)

- $\delta = nr_H$
  mit nicht-striktem H
- δ erfüllt Ax_{Basis}, aber ...
- ... ist nicht als $nr_{H'}$ darstellbar für striktes H'



Repräsentationstheorem

- Definiere einen abstrakten Upshift-Operator $\cdot^{\Uparrow_\delta}$ für **jede** binäre Relation δ
- Formuliere eine Menge von Axiomen Ax_{shift} bzgl. $\cdot^{\Uparrow_\delta}$

Theorem

Eine binäre Relation δ über X erfüllt $Ax_{Basis} \cup Ax_{Shift}$ gdw es eine strikte Hierarchie H gibt, so dass $\delta = nr_H$.

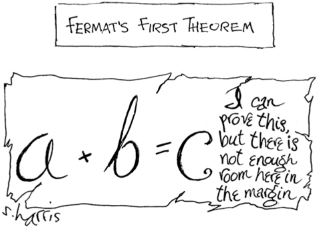
Repräsentationstheorem

- Definiere einen abstrakten Upshift-Operator $\cdot^{\Uparrow\delta}$ für **jede** binäre Relation δ
- Formuliere eine Menge von Axiomen Ax_{shift} bzgl. $\cdot^{\Uparrow\delta}$

Theorem

Eine binäre Relation δ über X erfüllt $Ax_{Basis} \cup Ax_{Shift}$ gdw es eine strikte Hierarchie H gibt, so dass $\delta = nr_H$.

Ö. A representation theorem for spatial relations. Proceedings of AI 2015, volume 9457 of LNAI, pages 444–456, 2015.



Repräsentationen bei Reformulierung

Sichere Antworten über Wissensbasen

- Sichere Antworten bzgl. einer Datenbank

$$cert(\ Q\ ,\ DB\ ) = \bigcap_{\text{Vervollständigung V von DB}} ans(\ Q\ ,\ V\ )$$

- Wissensbasis WB = Ontologie + Fakten
  - Ontologie = Menge von terminologischen Axiomen
  - Fakten = Grundformeln, die (kontingente) Fakten ausdrücken

Definition (Sichere Antwort bzgl. einer WB)

$$cert(\ Q\ ,\ WB\ ) = \bigcap_{\text{Modell } M \text{ von } WB} ans(Q, M)$$

Sichere Antworten über Wissensbasen

- Sichere Antworten bzgl. einer Datenbank

$$cert(\ Q\ ,\ DB\ ) = \bigcap_{\text{Vervollständigung V von DB}} ans(\ Q\ ,\ V\ )$$

- Wissensbasis WB = Ontologie + Fakten
  - Ontologie = Menge von terminologischen Axiomen
  - Fakten = Grundformeln, die (kontingente) Fakten ausdrücken

Definition (Sichere Antwort bzgl. einer WB)

$$cert(\ Q\ ,\ WB\ ) = \bigcap_{\text{Modell } M \text{ von } WB} ans(Q, M)$$

Wunsch: Sichere Antwort mit weniger Modellen

$$cert(\ Q\ ,\ WB\ ) = \bigcap_{\text{Kleine Teilmenge der Modelle } M \text{ von } WB} ans(\ Q,\ M\ )$$

Wunsch erfüllt

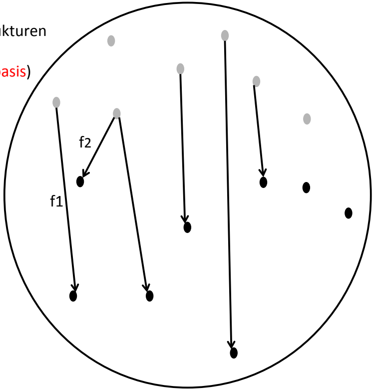
$$cert(\,Q\,,\ WB\,) = \bigcap_{\text{Universelle Modelle } M \text{ von } WB} ans(\,Q,\ M\,)$$

Klasse der repräsentierenden Strukturen
Mit Chase-Prozedur
(universelle Modelle für Wissensbasis)

fi Strukturerhaltende
Repräsentationsabbildungen
(Homomorphismen)

Repräsentierte Strukturen
(Modelle der Wissensbasis)

Klasse aller Strukturen
(Modelle der Wissensbasis)



Mehr als Wunsch erfüllt

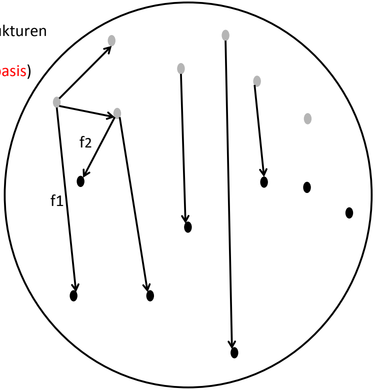
$$cert(\ Q\ ,\ WB\ ) = ans(\ Q\ ,\ M_{universell}\ )$$

Klasse der repräsentierenden Strukturen
Mit Chase-Prozedur
(universelle Modelle für Wissensbasis)

fi Strukturerhaltende
Repräsentationsabbildungen
(Homomorphismen)

Repräsentierte Strukturen
(Modelle der Wissensbasis)

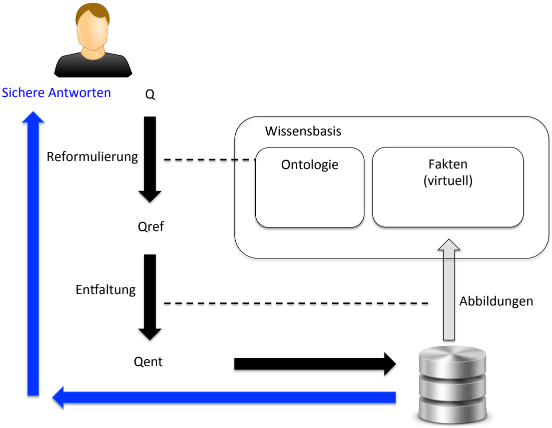
Klasse aller Strukturen
(Modelle der Wissensbasis)



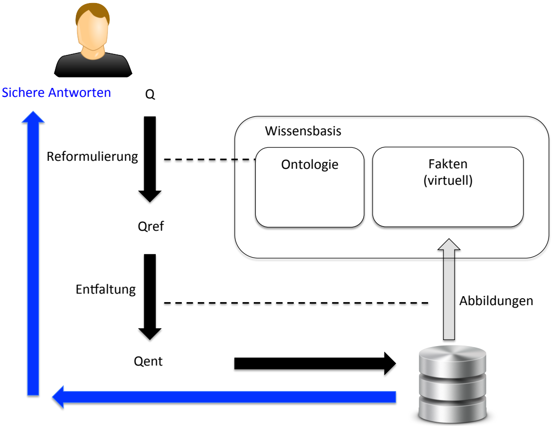
Nun kriegen wir nicht genug

Müssen wir tatsächlich das universelle Modelle $M_{universell}$ konstruieren?

Ontologiebasierter Datenzugriff (OBDA)



Ontologiebasierter Datenzugriff (OBDA)



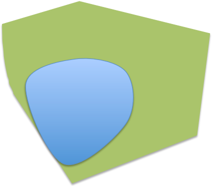
- Reformulierbarkeit abhängig von $\mathcal{L}(Q)$, $\mathcal{L}(Q_{ref})$, $\mathcal{L}(WB)$
- Meist
  - $Q = UCQ$ = union of conjunctive queries (= SPJ in SQL)
  - Q_{ref} = Logik erster Stufe = first order logic (FOL)

FOL-Reformulierbarkeit für räumlich-thematische Daten

$$\begin{array}{rcl}
\mathit{ParkMitTeich} & \sqsubseteq & \mathit{Park} \\
\mathit{ParkMitTeich} & \sqsubseteq & \exists \mathit{hatTeich} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathsf{tpp} \\
\mathit{ParkMitSpiel} & \sqsubseteq & \mathit{Park} \\
\mathit{ParkMitSpiel} & \sqsubseteq & \exists \mathit{hatSpielplatz} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathsf{tpp} \\
\mathit{ParkMitTeich}(i) & , & \mathit{ParkMitSpiel}(i)
\end{array}$$

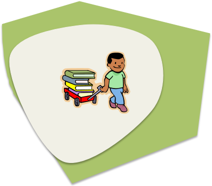
FOL-Reformulierbarkeit für räumlich-thematische Daten

$$\begin{array}{rcl}
\color{red}{ParkMitTeich} & \color{red}{\sqsubseteq} & \color{red}{Park} \\
\color{red}{ParkMitTeich} & \color{red}{\sqsubseteq} & \color{red}{\exists hatTeich \circ lok, lok.\mathsf{tpp}} \\
ParkMitSpiel & \sqsubseteq & Park \\
ParkMitSpiel & \sqsubseteq & \exists hatSpielplatz \circ lok, lok.\mathsf{tpp} \\
ParkMitTeich(i) & , & ParkMitSpiel(i)
\end{array}$$



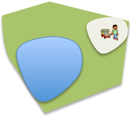
FOL-Reformulierbarkeit für räumlich-thematische Daten

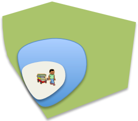
$$
\begin{aligned}
\mathit{ParkMitTeich} &\sqsubseteq \mathit{Park} \\
\mathit{ParkMitTeich} &\sqsubseteq \exists \mathit{hatTeich} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathsf{tpp} \\
\mathit{ParkMitSpiel} &\sqsubseteq \mathit{Park} \\
\mathit{ParkMitSpiel} &\sqsubseteq \exists \mathit{hatSpielplatz} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathsf{tpp} \\
\mathit{ParkMitTeich}(i) &, \quad \mathit{ParkMitSpiel}(i)
\end{aligned}
$$

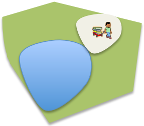


FOL-Reformulierbarkeit für räumlich-thematische Daten

$$
\begin{aligned}
\mathit{ParkMitTeich} &\sqsubseteq \mathit{Park} \\
\mathit{ParkMitTeich} &\sqsubseteq \exists \mathit{hatTeich} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathrm{tpp} \\
\mathit{ParkMitSpiel} &\sqsubseteq \mathit{Park} \\
\mathit{ParkMitSpiel} &\sqsubseteq \exists \mathit{hatSpielplatz} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathrm{tpp} \\
\mathit{ParkMitTeich}(i) &\;,\; \mathit{ParkMitSpiel}(i)
\end{aligned}
$$

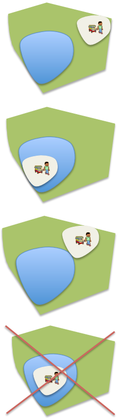






FOL-Reformulierbarkeit für räumlich-thematische Daten

$$
\begin{aligned}
\mathit{ParkMitTeich} &\sqsubseteq \mathit{Park}\\
\mathit{ParkMitTeich} &\sqsubseteq \exists \mathit{hatTeich} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathrm{tpp}\\
\mathit{ParkMitSpiel} &\sqsubseteq \mathit{Park}\\
\mathit{ParkMitSpiel} &\sqsubseteq \exists \mathit{hatSpielplatz} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathrm{tpp}\\
\mathit{ParkMitTeich}(i) &, \quad \mathit{ParkMitSpiel}(i)
\end{aligned}
$$



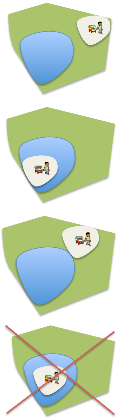
Anfrage

Finde alle Parks X mit Teichen und Spielplätzen, die keine Inseln in dem Teich sind.

Antwort: $\{\mathrm{i}\}$ mit räumlichem Schließen
$\mathrm{tpp}(\mathit{sp}, \mathit{park})\ \&\ \mathrm{tpp}(\mathit{teich}, \mathit{park}) \not\models \mathrm{ntpp}(\mathit{sp}, \mathit{teich})$

FOL-Reformulierbarkeit für räumlich-thematische Daten

$$
\begin{array}{rcl}
\mathit{ParkMitTeich} & \sqsubseteq & \mathit{Park} \\
\mathit{ParkMitTeich} & \sqsubseteq & \exists \mathit{hatTeich} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathrm{tpp} \\
\mathit{ParkMitSpiel} & \sqsubseteq & \mathit{Park} \\
\mathit{ParkMitSpiel} & \sqsubseteq & \exists \mathit{hatSpielplatz} \circ \mathit{lok}, \mathit{lok}.\mathrm{tpp} \\
\mathit{ParkMitTeich}(i) & , & \mathit{ParkMitSpiel}(i)
\end{array}
$$



Anfrage

Finde alle Parks X mit Teichen und Spielplätzen, die keine Inseln in dem Teich sind.

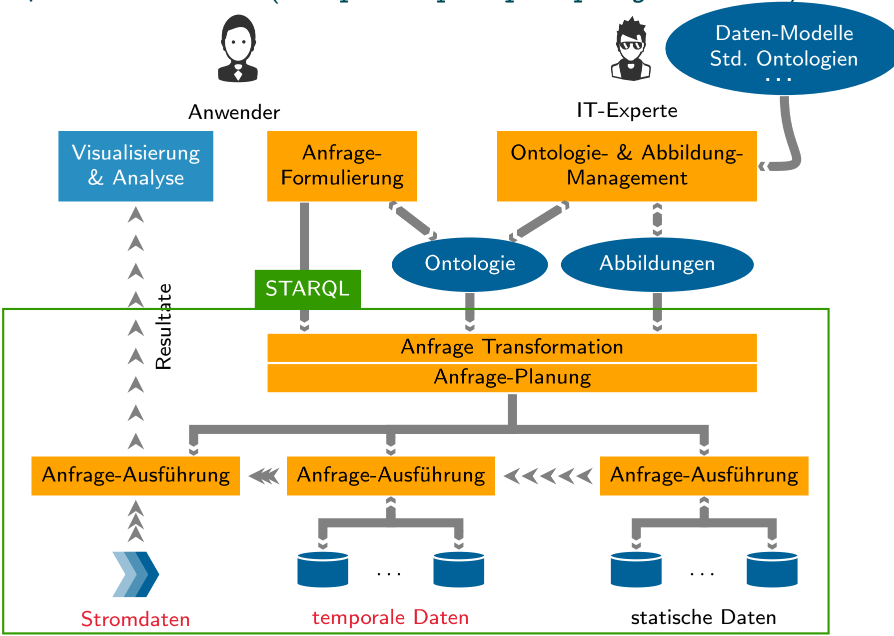
Antwort: $\{\mathrm{i}\}$ mit räumlichem Schließen

$\mathrm{tpp}(sp, park)\ \&\ \mathrm{tpp}(teich, park) \not\models \mathrm{ntpp}(sp, teich)$

Theorem (Ö. and Möller, 2012)

GDL-Lite-8 gestattet FOL-Reformulierung von GCQ$^+$-Anfragen

Optique-Architektur (http://optique-project.eu/)



Beispiel STARQL

Informationsbedarf Monotonie

Gib jede Sekunde die Temperatursensoren aus, deren Werte in den letzten 2 Sekunden monoton gestiegen sind!

STARQL Repräsentation

```
CREATE STREAM S_out AS

CONSTRUCT {?s rdf:type :KürzlichAngestiegen}<NOW>
FROM S_in [NOW-2s, NOW]->1s
WHERE { ?s rdf:type :TemperatureSensor }
SEQUENCE BY StdSeq AS SEQ
HAVING FORALL i < j IN SEQ,?x,?y:
       IF {?s :val ?x}<i>  AND {?s  :val ?y}<j>
       THEN ?x <= ?y
```

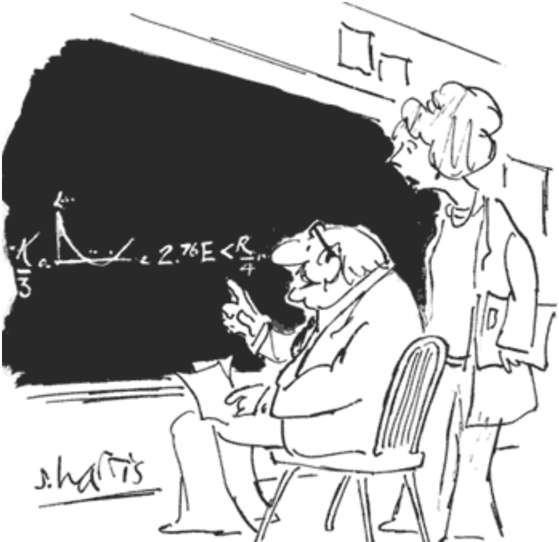
STARQL Sequenzierung

Sequenzierung ist nützliche, aber FOL-Umformulierung erschwerende Abstraktion. Dennoch:

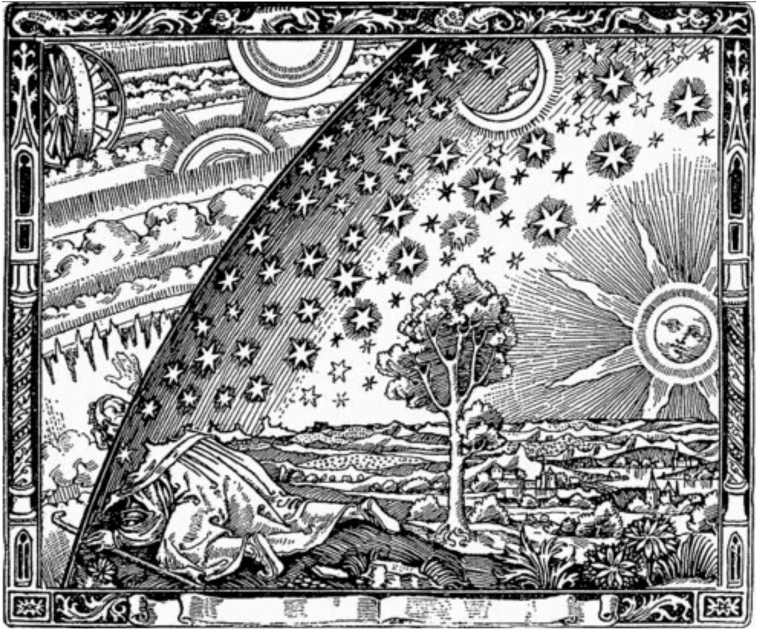
Theorem

STARQL-HAVING-Klauseln lassen sich als FOL-Anfragen reformulieren.

Ö., Möller, and Neuenstadt. Stream-query compilation with ontologies. Proceedings of AI 2015, volume 9457 of LNAI, 2015.



"The beauty of this is that it is only of theoretical importance, and there is no way it can be of any practical use whatsoever."



https://en.wikipedia.org/wiki/Flammarion_engraving

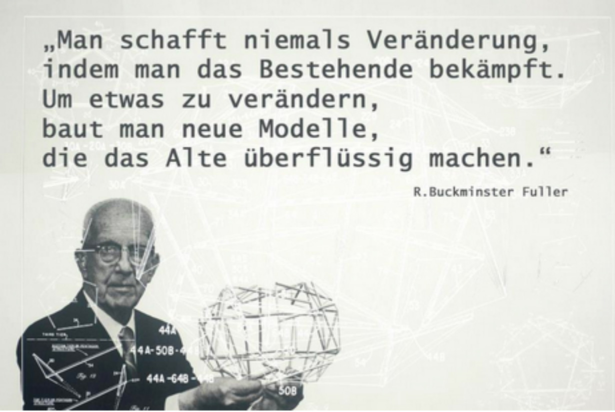
Quo vadis?

Quo vadis?

Persönlich: Wo eine Professur winkt.

Quo vadis?

Forschung: Automatisierung für Repräsentationstheoreme



Vielen Dank für die Aufmerksamkeit!

Relevante Veröffentlichungen

- Eschenbach and Ö. Ontology revision based on reinterpretation. Logic Journal of the IGPL, 18(4):579–616, 2010.
- Ö.,Grütter, Möller. Nearness rules and scaled proximity. In Proceedings of ECAI 2012, pages 636–641, 2012.
- Ö.,Grütter, Möller. Dynamics of a nearness relation—first results. In Proceedings of SteDy-12, 2012
- Ö. A representation theorem for spatial relations. Proceedings of AI 2015, volume 9457 of LNAI, pages 444–456, 2015.
- Ö. and Möller. Scalable geo-thematic query answering. In Proceedings of ISWC 2012.
- Ö. and Möller. Computationally Feasible Query Answering over Spatio-thematic Ontologies. Proceedings of GeoProcessing 2012.
- Ö. and Möller. Combining DL-Lite with Spatial Calculi for Feasible Geo-thematic Query Answering. Proceedings DL 2012.
- Ö., Möller, and Neuenstadt. A stream-temporal query language for ontology based data access. In KI 2014, volume 8736 of LNCS, pages 183–194, 2014.
- Ö., Möller, and Neuenstadt. Stream-query compilation with ontologies. In Proceedings of (AI 2015), volume 9457 of LNAI, 2015.
- Ö. Knowledge-base revision using implications as hypotheses. In Proceedings of KI 2012, LNCS, pages 217–228, 2012.
- Ö. Belief revision with bridging axioms. To be published in the Proceedings of FLAIRS 30, 2017.