→ $\sqsubseteq$ – for primitive definition-asumptions (same meaning as equivallence $\equiv$, but more effective to distinguishe it in computations)

primitives

$$\text{women} \sqsubseteq \text{Person} \sqcap \neg \text{Man}$$

structure, by axioms : another axioms

* define concept of word women

$$\text{sister} \equiv \underbrace{\text{Person} \sqcap \neg \text{Man}}_{\text{women}} \sqcap \exists \text{hasSibling.Person}$$

$\top$ – full domain: $(\top)^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}}$

$$(\forall x)(\text{Person}(x) \land \neg \text{Man}(x) \land ((\exists p)(\text{Person}(p) \land \text{hassibling}(x,p))) \Leftrightarrow \text{sister}(x))$$

→ intrepretation – concepts, ...

GrandFather $\equiv$ Man $\sqcap$ $\exists$hasChild.$\exists$hasChild$\top$

$$\mathcal{I} = (\Delta^{\mathcal{I}}, \cdot^{\mathcal{I}}) \qquad (C^{\mathcal{I}}) \subseteq \Delta^{\mathcal{I}}$$

$\Delta^{\mathcal{I}}$ – domain of object which can be descrited

$\cdot^{\mathcal{I}}$ – function which interpresents

→ individual x class – decide in modeling, individual can be model as class and vice versa,

$$A^{\mathcal{I}} \subseteq \Delta^{\mathcal{I}}$$
$$R^{\mathcal{I}} \subseteq \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}$$
$$1^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}}$$

---

interpretation→set

$\Delta^{\mathcal{I}} = \text{Person}^{\mathcal{I}} = \{A, B\}$,
$\text{Man}^{\mathcal{I}} = \{B\}$, $\text{women}^{\mathcal{I}} = \{A\}$
$\text{Fathr}^{\mathcal{I}} = \text{GrandFather}^{\mathcal{I}} = \{B\}$
$\text{hasChild}^{\mathcal{I}} = \{(B, B)\}$, $\text{hasSibling}^{\mathcal{I}} = \{\}$

~~a)~~ $\text{Sister}^{\mathcal{I}} = \{B\}$ this is not a model, B is Man in interpret

model → one particular scenario representing reality → agree with knowledge

b) $\text{Sistr}^{\mathcal{I}} = \{\}$ ✶✶

~~* structure~~

** model of structure - satisfing structure

→ tree model property, finite model property
do not need to be fullified at the same time, one structure has at least one single of those

→ how to model:

"A father having just sons"

$\equiv \underbrace{Man \sqcap \exists hasChild.Man}_{\to father} \sqcap \neg\exists hasChild.Women$

$\forall hasChild.Man$

$\vee$ $father \sqcap \forall hasChid.Man$

"someone who have at least one sister and not brothen"

$\equiv Person \sqcap \forall hasSibling.Woman \sqcap \exists hasSibling.Women$

→ function

D(f) - domain, set of elements transformed to range → inputs

R(f) - output set - range

hasSon ← range - Men

↑ domain - Person

$\top \sqsubseteq \forall hasSon.Man$

for every object — if it is in son relation it goes to

$\exists hasSon.\top \sqsubseteq Person$

→ install Protégé 4.3 → lint in document, open url pizza.owl ontology

→ ABOX

$\mathcal{A} = \{A(a), R(a,b), R(a,c)\}$

→ chtěl zjistit, zda z něj plyne axiom $(\emptyset, \mathcal{A}) \models (\geq 2 . R)(a)$

plynou aspoň 2 relace

→ neplyne potud $\underbrace{a \neq b}$, systém nepředpokládá, že $b \neq c$, je nutné to specifikovat (když to není explicitně, bere, že c a b mohou být stejné)

↳ používání sameAs(b,c) – sjednocení

DifferentFrom(b,c)

$A = \{A(a)\} \not\models (\leq 0 . R)(a) (\forall R . \bot)(a)$

není explicitně řešeno, že a v relaci R není

Př. 1: → nelze odvozovat

2: $\mathcal{J} \models C \sqsubseteq \neg D$ (→ určení významu přes množinovou teorii)

množina axiomů

→ $\underbrace{\text{co musí}}_{\text{axiom}}$ platit pro všechny modely?

→ logický důsledek – kdykoliv pro model $\mathcal{J}$, je modelem i $C \sqsubseteq \neg D$

$\forall I (I \models \mathcal{J}$ – interpretace je modelem $\mathcal{J}$

model

$\Rightarrow I \models C \sqsubseteq \neg D)$

I – je interpretace k popisu reálného světa, která splňuje modely

$I \models \mathcal{J} \Rightarrow C^I \subseteq \underbrace{(\neg D)^I}_{\Delta^I \setminus D}$

$\mathcal{J} \models$ axiom $C_1 \sqsubseteq C_2$

$C_1^{\mathcal{J}} \subseteq C_2^{\mathcal{J}}$

⇓

$I \models \mathcal{J} \Rightarrow C^I \subseteq \Delta^I \setminus D^I$

chci docílit, aby na jedné straně byla prázdná množina pro ověřování splnitelnosti →

$C^I \cap D^I \subseteq (\Delta^I \setminus D^I \cap D^I) = \{\}$

$C^I \subseteq \Delta^I \setminus D^I \mid \cap D^I$

$\forall \mathcal{I} (\mathcal{I} \models \mathcal{J} \Rightarrow C^{\mathcal{I}} \cap D^{\mathcal{I}} \subseteq \{\})$

$\Rightarrow \mathcal{I} \models C \sqcap D \sqsubseteq \bot$

$\forall \mathcal{I} (\mathcal{I} \models \mathcal{J} \Rightarrow \mathcal{I} \models C \sqcap D \sqsubseteq \bot)$

$\underbrace{\mathcal{J} \models C \sqcap D \sqsubseteq \bot}$

nový koncept

→ je $C \sqcap D$ nesplnitelný, transformace původního $\mathcal{J} \models C \sqsubseteq \neg D$ na nový, který je schopný řešit reasoner (přepsání pomocí ekvivalentních úprav)

3. $\exists \mathcal{I}\ C^{\mathcal{I}} \neq \{\} \iff C$ satisfiable $\mathcal{K} \not\models C \sqsubseteq \bot$

→ existuje aspoň jedna interpretace, která není prázdná množina

$\underbrace{\forall \mathcal{I}\ C^{\mathcal{I}} \neq \{\}}$ ← knowledge base, množina axiomů*

$[\mathcal{K} \cup \{C \sqsubseteq \bot\}]$

→ potud je nekonzistentní, nenašli jsme model, kde by C byla prázdná množina

$\mathcal{I} \models \mathcal{K} \Rightarrow C^{\mathcal{I}} \neq \{\}$

* neexistuje množina, která by to splňovala – nekonzistentní model

→ Tablau alg. zjišťuje, zda je ~~model~~ $\mathcal{K}$ (koncept) ~~splnitelný~~ konzistentní pomocí ověřování modelu (reprezentovaných grafem), pokud nenajde clash, je splnitelný

$(\{\}\{\}\{\}) \not\models (\exists h.(S \sqcap E) \sqcap \neg(\exists h.S \sqcap \exists h.E)) \sqsubseteq \bot$?

→ je koncept splnitelný ?

→ převedení na problém konzistence, přes vytvoření nové knowledge base

$(\{\}, \{C(a_f)\})$ → vytvoření nového ABOXu

→ je konzistentní ?

① $(\underbrace{\exists h(S \sqcap E) \sqcap (\forall h.\neg S \sqcup \forall h.\neg E)}_{x}(a_f))$

② $\boxed{a_f \mid x}$ ← počáteční stav, graf s jedním uzlem

→ je úplný ? Ne, je tam clash ? Ne

③ ⊓ $\boxed{a_f \mid x, \exists h(S \sqcap E), \forall h.\neg S \sqcup \forall h.\neg E}$

④ ∃ $\boxed{a_f \mid x, \exists h(S \sqcap E), \forall h.\neg S \sqcup \forall h.\neg E}$, $\forall h.\neg S$

$\downarrow h$

$\boxed{b \mid S \sqcap E}$, S, E, ¬S

⑤ ⊓

⑥

⑦ ∀

další graf $\forall h.\neg E$

odvodil by ¬E

clash, cesty můžeme zahodit

→ clash je ve všech grafech, první koncept je nekonzistentní

$\alpha_1 : A \sqsubseteq \forall R.\neg B$

$\alpha_2 : B \sqsubseteq \bot$

$\alpha_3 : C \sqsubseteq A \sqcap \exists R.B$ C je nesplnitelný

$\alpha_4 : D \sqsubseteq C$

mups – jádro zánětu vs diagnóza – co udělat, aby jsme se ho zbavili

mups (α_1, α_3)

(α_2, α_3)

CS-tree algorithm

→ nalezení mups přes CS-tree – optimalizace

← zamezení generování všech CS stromů

D … axiomy nutně použ. ve ∀ mupsech

P … nalezený v podstromu akt. uzlu možná

1, $\{\}, \{\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3, \alpha_4\}$

$D \cup P \models C$ unsat?

$R(C, D \cup P) \rightarrow$ false (reasoner vrátí nesplnitelný)

α_1 → $\{\}, \{\alpha_2, \alpha_3, \alpha_4\}$ → false, proto

α_2 → $\{\}, \{\alpha_3, \alpha_4\}$ sat ↓ nemusíme prohledávat další uzly

α_3 → $\{\alpha_2\}, \{\alpha_4\}$ sat

α_4 → $\{\alpha_2, \alpha_3\}\{\}$ unsat, žádné možnosti rozvoje, je to mups

α_2 : $\{\alpha_1\}, \{\alpha_3, \alpha_4\}$

α_3 → $\{\alpha_1, \alpha_2\}, \{\alpha_4\}$ sat

α_4 → $\{\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3\}, \{\}$

α_3 → $\{\alpha_1\}, \{\alpha_4\}$ sat

α_4 → $\{\alpha_1, \alpha_3\}\{\}$ unsat – mups

Mups $\{\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3\}$

Raitův alg. → nalezne aspoň jeden MUPS

$\{\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3, \alpha_4\}$ – pro ověření nesplnitelnosti

1. fáze

$\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3$

postupné přidávání

přidáním se stane nesplnitelná, musí být ve všech MUPSech

odstranění α_2

α_1, α_3 – nesplnitelná.

α_3 – už je splnitelná

proto je předchozí MUPS

2. fáze

$\boxed{\{\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3, \alpha_4\}, \{\alpha_1, \alpha_3\}}$ → rozbití nalezeného mupsu

$\xrightarrow{\alpha_1}$ $\boxed{\{\alpha_2, \alpha_3, \alpha_4\}, \{\alpha_2, \alpha_3\}}$ unsat

$\{\alpha_2, \alpha_3\}$ → jediný MUPS

$\xrightarrow{\alpha_3}$ $\boxed{\{\alpha_1, \alpha_2, \alpha_4\}, \text{sat}}$

$\xrightarrow{\alpha_2}$ $\boxed{\{\alpha_3, \alpha_4\}}$ sat

$\xrightarrow{\alpha_3}$ $\boxed{\{\alpha_2, \alpha_4\}}$

vytvoření z cest od kořene → kandidáti na diagnózu

$\{\alpha_1, \alpha_2\}$

~~$\{\alpha_1, \alpha_3\}$~~ → zanoření, není minimální

$\{\alpha_3\}$

jejich odstraněním se stane splnitelná

v protége pustit explanation