Уеб система за изпълнимост в контактна логика на свързаността

Факултет по математика и информатика
Катедра по математическа логика и приложенията ѝ

Антон Дудов

Магистърска програма Логика и алгоритми
спец. Информатика
Факултетен номер: 25691

Научен ръководител: проф. Тинко Тинчев

Табло метод съждителна логика

$$\mathbb{T}((x \wedge \neg x) \vee (\neg x \wedge y))$$

$$\mathbb{T}(x \wedge \neg x) \qquad \mathbb{T}(\neg x \wedge y)$$

$$\mathbb{T}x, \mathbb{T}\neg x \qquad \mathbb{T}\neg x, \mathbb{T}y$$

$$\mathbb{T}x, \mathbb{F}x \qquad \mathbb{F}x, \mathbb{T}y$$

Табло метод контактна логика - листо

Формула $\phi \to$ табло с начало $\mathbb{T}\phi \to$ листо $\mathbb{B}$ в отворен клон.

- $\mathbb{T}C(a, b) \to C(a, b)$ (контакт)
- $\mathbb{F}C(e, f) \to \neg C(e, f)$ (не-контакт)
- $\mathbb{T}a \leq b \to a \leq b \to a \sqcap b^* = 0 \to g = 0$ (нулев терм)
- $\mathbb{F}a \leq b \to \neg(a \leq b) \to a \sqcap b^* \neq 0 \to d \neq 0$ (ненулев терм)

$$\beta = \bigwedge_{\mathbb{T}C(a,b)\in\mathbb{B}} C(a, b) \wedge \bigwedge_{\mathbb{T}d=0\in\mathbb{B}} d = 0 \wedge \bigwedge_{\mathbb{F}C(e,f)\in\mathbb{B}} \neg C(e, f) \wedge \bigwedge_{\mathbb{F}g=0\in\mathbb{B}} g \neq 0$$

Модални точки

Дефиниция (Модална точка)

Оценка на променливи $\mathcal{E}_n$ за n булеви променливи е поредица от единици и нули както следва:

$$\mathcal{E}_n = < e_1, e_2, \ldots, e_n >, \ where \ e_1, \ldots, e_n \in \{0, 1\}$$

Модална точка е оценка на променливи $\mathcal{E}_n$

Оценка

Оценка $\upsilon : \mathcal{V} \to \mathcal{P}(W)$:

$$\upsilon(x_i) = \{\mathcal{E} \mid \mathcal{E} \in W \text{ и } (\mathcal{E})^i = 1\}, \quad x_i \in \mathcal{V}$$

Дефинира се индуктивно за термове както следва:

- $\upsilon(0) = \emptyset$
- $\upsilon(1) = W$
- $\upsilon(a \sqcap b) = \upsilon(a) \cap \upsilon(b)$
- $\upsilon(a \sqcup b) = \upsilon(a) \cup \upsilon(b)$
- $\upsilon(a^*) = W \setminus \upsilon(a)$

Валидна модална точка

Дефиниция (Валидна модална точка)

$\mathcal{E} \in W_n$ е **валидна модална точка** на β, ако запазва изпълнимостта на нулевите термове и не-контактите

$$g = 0 \in \beta \to \mathcal{E} \notin v(g)$$

$$\neg C(e, f) \in \beta \to \mathcal{E} \notin (v(e) \cap v(f))$$

Дефиниция (W^v)

Множеството от всички валидни модални точки е W^v.

Валидна релация между точки

Дефиниция (Валидна релация)

Нека x, y $\in W^v$. Тогава $\langle x, y \rangle$ е **валидна релация** на β, ако запазва изпълнимостта на не-контактите в β.

$$\neg C(e, f) \in \beta \to \neg((x \in v(e) \text{ и } y \in v(f)) \text{ или } (x \in v(f) \text{ и } y \in v(e)))$$

Дефиниция (R^v)

$$R^v = \{\langle x, y \rangle \mid x, y \in W^v \text{ и } \langle x, y \rangle \text{ е валидна релация на } \beta\}$$

Свързан модел

Стъпка

$\mathcal{F}^v = (W^v, R^v)$, $\mathcal{M}^v = (\mathcal{F}^v, v)$. $\mathcal{M}^v$ е модел на β, ако контактите и ненулевите термове в β са удовлетворени. Ако $\mathcal{M}^v$ не е модел, тогава β няма модел(нито свързан модел).

Стъпка

Нека $\mathcal{M}^v$ е модел на β. Всички модели, дефинирани от свързаните компоненти на G^v, запазват удовлетворимостта на нулевите термове и не-контактите(не добавят точки, нито релации). Ако има свързана компонента, която запазва удовлетворимостта на контактите и ненулевите термове, то тя дефинира **свързан модел** на β. Достатъчно е да разгледаме само максималните свързани компоненти на G^v.

Имплементация

- Flex & Bison за строене на AST (Абстрактно синтактично дърво)
- Превръщане на AST формула във формула с удобни и ефективни операции свързани за табло метода и строенето на модела
- Пускане на табло метода за търсене на отворен клон
- Генериране на (свързан) модел
- Компилиране на библиотеката в WebAssembly
- Уеб приложение
- Тестове
- Автоматични билдове
- `https://github.com/Anton94/modal_logic_formula_prover`

Демо

Демо - http://logic.fmi.uni-sofia.bg/theses/Dudov_Stoev/

Благодаря за вниманието!

Въпроси?

Repository - `https://github.com/Anton94/modal_logic_formula_prover`