Програмиране в изкуствения интелект—Зимен семестър 1999/2000.
Преподавател: Иван А. Держански.

Лекция 6: Съждително смятане и резолюция в него

1 Съждително смятане

Представяне на знанията на агента за света чрез симулиране или описание (ограничения върху стойностите на променливи).

Логика:

- език със
  - синтаксис,
  - семантика;
- правила за извод (синтактично получаване на една формула от друга или други).

1.1 Синтаксис на съждителната логика

Азбука на езика:

- атоми
  - $\top$ и $\bot$ («истина» и «лъжа»),
  - p, q, r, ... (съждителни символи);
- конективи: $\sim$, $\wedge$, $\vee$, $\rightarrow$, евентуално $\leftrightarrow$.

Варианти на означенията:

$\top$	**T**	**1**		$p \wedge p$	$p \,\&\, q$	$p \cdot q$	pq	p, q
$\bot$	**F**	**0**		$p \vee q$	$p \mid q$	$p + q$		$p; q$
$\sim p$	$\neg p$	$-p$	$\bar{p}$	$p \rightharpoonup q$	$p \Rightarrow q$	$p \supset q$		
				$p \leftrightarrow q$	$p \Leftrightarrow q$	$p \equiv q$		

Формули (изречения, well-formed formulæ, wffs) в езика. **Литерали** (α и $\sim\alpha$, където α е атом). Приоритети на конективите.

1.2 Правила за извод

- *modus ponens* (елиминиране на $\rightarrow$): $\dfrac{\alpha \rightarrow \beta \qquad \alpha}{\beta}$.
- елиминиране на $\wedge$: $\dfrac{\alpha \wedge \beta}{\alpha}$.
- елиминиране на $\sim\sim$: $\dfrac{\sim(\sim \alpha)}{\alpha}$.
- въвеждане на $\wedge$: $\dfrac{\alpha \qquad \beta}{\alpha \wedge \beta}$.
- въвеждане на $\vee$: $\dfrac{\alpha}{\alpha \vee \beta}$.
- комутативност на $\wedge$: $\dfrac{\alpha \wedge \beta}{\beta \wedge \alpha}$.
- комутативност на $\vee$: $\dfrac{\alpha \vee \beta}{\beta \vee \alpha}$.

Доказателство: последователност от прилагания на правилата за извод върху формули от дадено множество Δ, водеща до получаването (извеждането) на нова формула (**теорема**) ω: $\Delta \vdash \omega$ или $\dfrac{\Delta}{\omega}$.

Дърво на извода: нагледно представяне на доказателството.

1.3 Семантика на съждителната логика

Интерпретация: съпоставяне на истинностни стойности (денотации) на атомите във формула. База от знания.

Таблица на истинностните стойности.

α	β	$\sim\beta$	$\alpha \wedge \beta$	$\alpha \vee \beta$	$\alpha \rightarrow \beta$	$\alpha \leftrightarrow \beta$
0	0	1	0	0	1	1
0	1	0	0	1	1	0
1	0		0	1	0	0
1	1		1	1	1	1

Правило EFSQ ("ex falso sequitur quodlibet" 'от лъжа следва каквото и да е').

Една интерпретация **задоволява** (**е модел на**) формула, ако при нея формулата има стойност $\top$. Формулата е **валидна** (**тавтологична**), ако всяка интерпретация е неин модел, и **незадоволима** (**противоречива**), ако никоя не е. Една формула **влече** друга, ако всеки модел на първата е модел и на втората. (Понятието се обобщава за множество от формули Δ, влечащо друга формула ω: $\Delta \models \omega$). Две формули са **еквивалентни**, ако се влекат взаимно.

Системата от правила за извод е **здрава**, ако всичко, което се извежда, се влече, и **пълна**, ако всичко, което се влече, се извежда.

2 Резолюция

Клаузи: множества (дизюнкции) от литерали. Празната клауза { } отговаря на $\bot$.

Резолюция (върху атом α): от клаузите $\{\alpha, p_1, \ldots, p_m\}$ и $\{\sim\alpha, q_1, \ldots, q_n\}$ се получава новата клауза (**резолвента**) $\{p_1, \ldots, p_m, q_1, \ldots, q_n\}$. Като доказателствен метод резолюцията е здрава, но не е пълна.

Клаузификация: превръщане на множество от формули в съвкупност (конюнкция) от клаузи.

Опровержение чрез резолюция: ако $\Delta \cup \{\sim\omega\} \vdash \bot$, значи $\Delta \models \omega$. Като доказателствен метод опровержението чрез резолюция е пълно (ако клаузата се влече, се достига до противоречие) и **разрешимо** (ако клаузата не се влече, процесът спира—в съждителното смятане крайното множество клаузи позволява краен брой резолюции).

Хорнови клаузи: клаузи с най-много един положителен литерал—**факти** (`p`), **правила** (`p :- q1, ..., qn`), **цели** (`:- q1, ..., qn`).