HM(X)

Gabriela Moreira

gabrielamoreira05@gmail.com

Departamento de Ciência da Computação Centro de Ciências e Tecnológicas Universidade do Estado de Santa Catarina

4 de Dezembro de 2017

The Essence of ML Type Inference

François Pottier e Didier Rémy

bit.ly/tipos-HMX

Capítulo 10 do livro Advanced Topics in Types and Programming Languages - Coletânea editada por Benjamin C. Pierce

Restrições - Constraints

```
Tipo \sigma ::= \forall \bar{X}[C].T

Restrição C,D ::= true \qquad (Verdade) \\ | false \qquad (Falsidade) \\ | PT_1 \dots T_n \qquad (Aplicação de Predicado) \\ | C \wedge C \qquad (Conjunção) \\ | \exists \bar{X}.C \qquad (Quantificação Existencial) \\ | def <math>x : \sigma \ in \ C \quad (Introdução de Tipo) \\ | x \preceq T \qquad (Instanciação de Tipo)
```

Açúcar Sintático

Seja σ um tipo da forma $\forall \bar{X}[D].T$ onde $X \notin ftv(T')$.

Escrevemos $\sigma \leq T'$ (leia T' é uma instância de σ) para $\exists \bar{X}.(D \land T \leqslant T')$.

Escrevemos $\exists \sigma$ (leia σ tem uma instância) para $\exists \bar{X}.D$.

Escrevemos let $x : \sigma$ in C para $\exists \sigma \land def \ x : \sigma$ in C.

Relação com Damas-Milner

Os tipos do Sistema Damas-Milner (DM) podem ser vistos como subtipos de tipos restritivos, já que para qualquer tipo $\forall \bar{X}.T$ do sistema Damas-Milner, existe um tipo restritivo $\forall \bar{X}[true].T$.

A definição de instanciação também é mais geral do que em DM. O tipo $Y \to Z$ não é uma instância de $\forall X.X \to X$ em DM, porque Y e Z são variáveis de tipo diferentes.

Em HM(X), $\forall X.X \rightarrow X \leq Y \rightarrow Z$ é uma restrição.

$$\exists X. (true \land X \to X \leqslant Y \to Z)$$
$$\exists X. (Y \leqslant X \land X \leqslant Z)$$
$$Y \leqslant Z$$

Contextos Restritivos - Constraint Contexts

Um contexto restritivo $\mathbb C$ pode ser definido por:

$$\mathbb{C} ::= [\] \mid \mathsf{C} \mid \mathbb{C} \wedge \mathbb{C} \mid \exists \bar{X} \mathbb{C} \mid \mathsf{def} \ \mathsf{x} : \ \sigma \ \mathsf{in} \ \mathbb{C} \mid \mathsf{def} \ \mathsf{x} : \ \forall \bar{X} [\mathbb{C}]. \ T \ \mathsf{in} \ \mathsf{C}$$

Interpretação de restrições

$$\phi, \psi \vDash true(CM-TRUE)$$

$$\frac{P(\phi(T_1), \dots, \phi(T_n))}{\phi, \psi \vDash PT_1 \dots T_n} \ (\textit{CM-PREDICATE})$$

$$\frac{\phi, \psi \vDash \textit{C}_{1} \quad \phi, \psi \vDash \textit{C}_{2}}{\phi, \psi \vDash \textit{C}_{1} \land \textit{C}_{2}} \; (\textit{CM-AND})$$

$$\frac{\phi[\vec{X} \mapsto \vec{t}], \psi \vDash C}{\phi, \psi \vDash \exists \bar{X}.C} \ (\textit{CM-EXISTS})$$

$$\frac{\phi, \psi[x \mapsto (\phi, \psi)\sigma] \vDash C}{\phi, \psi \vDash def \ x : \sigma \ in \ C} \ (CM-DEF)$$

$$\frac{\phi(T) \in \psi(x)}{\phi, \psi \models x \preceq T} \ (\textit{CM-INSTANCE})$$

Entailment e Equivalência

$$\mathit{C}_1 \Vdash \mathit{C}_2$$
 se e somente se, para todo ϕ e ψ , $\phi, \psi \vDash \mathit{C}_1$ implica em $\phi, \psi \vDash \mathit{C}_2$

 $C_1 \equiv C_2$ se e somente se $C_1 \Vdash C_2$ e $C_2 \Vdash C_1$

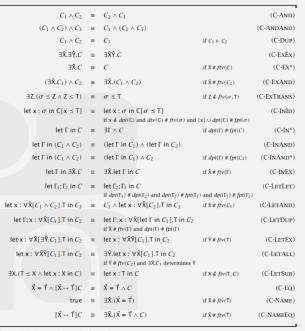


Figure 10-6: Constraint equivalence laws

