

Extraction de programmes

David Delahaye

Faculté des Sciences
David.Delahaye@lirmm.fr

Master M1 2020-2021

Extraction de programmes

Idée

- Extraire des programmes à partir de preuves ;
- Preuves avec un comportement calculatoire ;
- Leitmotiv : « prouver = programmer ».

Extraction : deux cas possibles

- On a une spécification, un programme, et une preuve :
 - ▶ On élimine la spécification et la preuve, et on garde le programme.
- On a une spécification et une preuve :
 - ▶ On élimine la spécification, et on extraie le programme de la preuve.

Interprétation de Brouwer-Heyting-Kolmogorov

Interprétation BHK

- Interprétation de la logique intuitionniste (sans le tiers exclu) ;
- Proposée par Brouwer et Heyting, et aussi par Kolmogorov ;
- Appelée aussi « interprétation par réalisabilité » (Kleene) ;
- Idée : donner une interprétation fonctionnelle aux preuves.

Interprétation de Brouwer-Heyting-Kolmogorov

Définition

Par induction sur les formules :

- Une preuve de $A \Rightarrow B$ est une fonction qui associe à une preuve de A une preuve de B ;
- Une preuve de $A \wedge B$ est un couple (π_1, π_2) , où π_1 est une preuve de A et π_2 une preuve de B ;
- Une preuve de $A \vee B$ est soit une preuve de A , soit une preuve de B ;
- Une preuve de $\forall x.A(x)$ est une fonction qui associe à tout objet t une preuve de $A(t)$;
- Une preuve de $\exists x.A(x)$ est un couple (t, π) , où t est un objet et π est une preuve de $A(t)$;
- Une preuve de $\neg A$ (vue comme $A \Rightarrow \perp$) est une fonction qui associe à toute preuve de A une preuve de \perp ;
- On désigne par I la preuve de \top , et il n'existe pas de preuve \perp .

Isomorphisme ou correspondance de Curry-Howard

Principe et historique

- Basé sur une double correspondance :
 - ▶ Correspondance preuves/programmes ;
 - ▶ Correspondance formules/types.
- Curry : analogie entre les preuves dans les systèmes à la Hilbert et la logique combinatoire ;
- Howard : analogie entre les preuves en déduction naturelle intuitionniste et les termes du λ -calcul typé.

Cas de la logique implicative minimale

Règles en déduction naturelle (avec séquent)

$$\frac{}{\Gamma, A \vdash A} \text{ax}$$

$$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B} \Rightarrow_E$$

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\begin{array}{c} A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B \quad A \Rightarrow B, A \vdash A \\ A \Rightarrow B, A \vdash B \\ A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B \\ \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B \end{array}$$

Cas de la logique implicative minimale

Règles en déduction naturelle (avec séquent)

$$\frac{}{\Gamma, A \vdash A} \text{ax}$$

$$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B} \Rightarrow_E$$

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\begin{array}{c} A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B \quad A \Rightarrow B, A \vdash A \\ A \Rightarrow B, A \vdash B \\ \hline A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B \\ \hline \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B \end{array} \Rightarrow_I$$

Cas de la logique implicative minimale

Règles en déduction naturelle (avec séquent)

$$\frac{}{\Gamma, A \vdash A} \text{ax}$$

$$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B} \Rightarrow_E$$

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B \quad A \Rightarrow B, A \vdash A$$

$$\frac{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash B}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

Cas de la logique implicative minimale

Règles en déduction naturelle (avec séquent)

$$\frac{}{\Gamma, A \vdash A} \text{ax}$$

$$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B} \Rightarrow_E$$

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B \quad A \Rightarrow B, A \vdash A}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

Cas de la logique implicative minimale

Règles en déduction naturelle (avec séquent)

$$\frac{}{\Gamma, A \vdash A} \text{ax}$$

$$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B} \Rightarrow_E$$

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad A \Rightarrow B, A \vdash A}{\Rightarrow_E} \quad A \Rightarrow B, A \vdash B}{\Rightarrow_I} \quad A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{\Rightarrow_I} \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$$

Cas de la logique implicative minimale

Règles en déduction naturelle (avec séquent)

$$\frac{}{\Gamma, A \vdash A} \text{ax}$$

$$\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

$$\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B} \Rightarrow_E$$

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad \frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash B}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

λ -calcul simplement typé

Termes et types

- Termes :
 - ▶ Les variables x, y, \dots sont des variables ;
 - ▶ Si x est une variable, τ un type, et t un terme, alors $\lambda x : \tau. t$ est un terme (notation à la Church) ;
 - ▶ Si t_1 et t_2 sont des termes, alors $t_1 \ t_2$ est un terme.
- Types :
 - ▶ Les types de base ι_1, ι_2, \dots sont des types ;
 - ▶ Si τ_1 et τ_2 sont des types, alors $\tau_1 \rightarrow \tau_2$ est un type.

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 \ t_2 : \tau_2} \text{App}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\begin{aligned} & (x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) & (y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \\ & (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B & (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A \\ & & (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B \\ & & (x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B \\ & \vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B \end{aligned}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\begin{array}{c} (x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \quad (y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \\ (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B \quad (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A \\ (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B \\ \hline (x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B \\ \hline \vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B \end{array} \text{Fun}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\begin{array}{ll} (x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) & (y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \\ (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B & (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A \end{array}$$

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}}{\vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\frac{\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \quad (y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B \quad (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{App}}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B} \text{Fun}}{\Gamma \vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{App}}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}} \text{Fun}$$
$$\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B}{\vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}} \text{App}$$
$$\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B}{\vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}} \text{App}$$
$$\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B}{\vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}} \text{App}$$
$$\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B}{\vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}} \text{App}$$
$$\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B}{\vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}} \text{Fun}$$
$$\frac{}{\vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

λ -calcul simplement typé

Règles de typage

$$\frac{(x, \tau) \in \Gamma}{\Gamma \vdash x : \tau} \text{Var}$$

$$\frac{\Gamma, (x, \tau_1) \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau_1. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \text{Fun}$$

$$\frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \rightarrow \tau_2 \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau_2} \text{App}$$

Typage de $\lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y$

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}} \text{App}$$
$$\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B}{\vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

Isomorphisme de Howard

Correspondance formules/types : Φ

- $\Phi(A) = \iota_A$;
- $\Phi(A \Rightarrow B) = \Phi(A) \rightarrow \Phi(B)$.

Correspondance preuves/termes : φ

- Pour chaque contexte de preuve $\Gamma = A_1, \dots, A_n$,
 $\varphi(\Gamma) = (x_{A_1}, \Phi(A_1)), \dots, (x_{A_n}, \Phi(A_n))$
(une variable unique par formule) ;
- Si la preuve π est de la forme :

$$\frac{}{\Gamma, A \vdash A} \text{ax}$$

alors $\varphi(\pi) = x_A$;

Isomorphisme de Howard

Correspondance formules/types : Φ

- $\Phi(A) = \iota_A$;
- $\Phi(A \Rightarrow B) = \Phi(A) \rightarrow \Phi(B)$.

Correspondance preuves/termes : φ

- Si la preuve π est de la forme :

$$\frac{\frac{\pi'}{\Gamma, A \vdash B}}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

alors $\varphi(\pi) = \lambda x_A : \Phi(A). \varphi(\pi')$;

Isomorphisme de Howard

Correspondance formules/types : Φ

- $\Phi(A) = \iota_A$;
- $\Phi(A \Rightarrow B) = \Phi(A) \rightarrow \Phi(B)$.

Correspondance preuves/termes : φ

- Si la preuve π est de la forme :

$$\frac{\frac{\pi_1}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \quad \frac{\pi_2}{\Gamma \vdash A}}{\Gamma \vdash B} \Rightarrow_E$$

alors $\varphi(\pi) = \varphi(\pi_1) \varphi(\pi_2)$;

- Théorème : pour une preuve π de $\Gamma \vdash A$, on a donc $\varphi(\Gamma) \vdash \varphi(\pi) : \Phi(A)$.

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\begin{array}{l} A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B \quad A \Rightarrow B, A \vdash A \\ \quad A \Rightarrow B, A \vdash B \\ \quad A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B \\ \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B \end{array}$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\begin{array}{c} A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B \quad A \Rightarrow B, A \vdash A \\ A \Rightarrow B, A \vdash B \\ A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B \\ \hline \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B \end{array}}{\Rightarrow_I}$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\begin{array}{c} A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B \quad A \Rightarrow B, A \vdash A \\ \hline A \Rightarrow B, A \vdash B \Rightarrow_I \\ \hline A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B \\ \hline \vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B \Rightarrow_I \end{array}$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B \quad A \Rightarrow B, A \vdash A}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E \quad \frac{A \Rightarrow B, A \vdash B}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_I \quad \frac{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \Rightarrow_E}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax} \quad \frac{A \Rightarrow B, A \vdash A}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E \quad \frac{A \Rightarrow B, A \vdash B}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I \quad \frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax} \quad \frac{A \Rightarrow B, A \vdash A}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash B}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax} \quad \frac{A \Rightarrow B, A \vdash A}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash B}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_I}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_E$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{\frac{}{\iota_A \rightarrow \iota_B, \iota_A \vdash \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{ax}}{\iota_A \rightarrow \iota_B, \iota_A \vdash \iota_B} \Rightarrow_I}{\vdash (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad \frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{\frac{}{\iota_A \rightarrow \iota_B, \iota_A \vdash \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{ax} \quad \frac{}{\iota_A \rightarrow \iota_B, \iota_A \vdash \iota_A} \text{ax}}{\iota_A \rightarrow \iota_B, \iota_A \vdash \iota_B} \Rightarrow_E}{\frac{\iota_A \rightarrow \iota_B \vdash \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \iota_A \rightarrow \iota_B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad \frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash B}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$
$$\frac{}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{\frac{}{\iota_A \rightarrow \iota_B, \iota_A \vdash \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{ax} \quad \frac{}{\iota_A \rightarrow \iota_B, \iota_A \vdash \iota_A} \text{ax}}{(\iota_A \rightarrow \iota_B, \iota_A \vdash \iota_B) \Rightarrow_I} \Rightarrow_E}{\frac{(\iota_A \rightarrow \iota_B, \iota_A \vdash \iota_B) \Rightarrow_I}{(\iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \iota_A \rightarrow \iota_B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$
$$\frac{}{\vdash (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B}$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad \frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B, A \vdash B}{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$
$$\frac{}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{\frac{}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{ax} \quad \frac{}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash \iota_A} \text{ax}}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash \iota_B} \Rightarrow_E}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash \iota_B}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \iota_A \rightarrow \iota_B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$
$$\frac{}{\vdash (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad \frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash \iota_A} \text{ax}}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash \iota_B} \Rightarrow_I \Rightarrow_E$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad \frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash \iota_B} \Rightarrow_I$$
$$\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \iota_A \rightarrow \iota_B}{\vdash (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad \frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B} \Rightarrow_I \quad \frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \iota_A \rightarrow \iota_B}{\vdash (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad \frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B} \text{App}}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B}{\vdash (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}} \Rightarrow_I$$

Retour sur l'exemple

Preuve de $(A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B$

$$\frac{\frac{\frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A \Rightarrow B} \text{ax} \quad \frac{}{A \Rightarrow B, A \vdash A} \text{ax}}{A \Rightarrow B, A \vdash B} \Rightarrow_E}{\frac{A \Rightarrow B \vdash A \Rightarrow B}{\vdash (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow B} \Rightarrow_I} \Rightarrow_I$$

Arbre de typage correspondant

$$\frac{\frac{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x : \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Var} \quad \frac{(y, \iota_A) \in (x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A)}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash y : \iota_A} \text{Var}}{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B), (y, \iota_A) \vdash x y : \iota_B} \text{App}}{\frac{(x, \iota_A \rightarrow \iota_B) \vdash \lambda y : \iota_A. x y : \iota_A \rightarrow \iota_B}{} \text{Fun}}{\vdash \lambda x : \iota_A \rightarrow \iota_B. \lambda y : \iota_A. x y : (\iota_A \rightarrow \iota_B) \rightarrow \iota_A \rightarrow \iota_B} \text{Fun}$$

Autres connecteurs et quantificateurs

- \wedge : produit cartésien, couple/projections ;
- \vee : union disjointe, injections/filtrage ;
- \neg : revient à l'implication ($\neg A \equiv A \Rightarrow \perp$) ;
- \forall : produit (implication dépendante), fonction/application ;
- \exists : sigma (produit cartésien dépendant), couple/projections.

Logique implicative minimale

Démontrer les propositions suivantes en déduction naturelle et en extraire les termes correspondants en λ -calcul simplement typé :

- $A \Rightarrow B \Rightarrow A$;
- $(A \Rightarrow B \Rightarrow C) \Rightarrow (A \Rightarrow B) \Rightarrow A \Rightarrow C$.

Extraction dans Coq

Caractéristiques de l'extraction

- Utilisation de l'isomorphisme de Curry-Howard ;
- Preuves encodées comme des fonctions Coq ;
- Extraction du comportement calculatoire dans une spécification :
 - ▶ Extraction des fonctions ;
 - ▶ Extraction des parties purement calculatoires des preuves.
- Plusieurs langages cibles : OCaml, Haskell, et Scheme.

Commandes Coq

- Extraction d'une constante : `Extraction nom ;`
- Extraction d'une constante et de toutes ses dépendances :
`Recursive Extraction nom.`

Extraction simple d'une fonction

Fonction successeur

```
Coq < Definition succ (n : nat) : nat := S n.  
succ is defined
```

```
Coq < Extraction succ.  
(** val succ : nat -> nat **)  
let succ n =  
  S n
```

Extraction récursive d'une fonction

Fonction successeur

```
Coq < Definition succ (n : nat) : nat := S n.
```

```
succ is defined
```

```
Coq < Recursive Extraction succ.
```

```
type nat =
```

```
| 0
```

```
| S of nat
```

```
(** val succ : nat -> nat **)
```

```
let succ n =
```

```
  S n
```

Extraction d'une preuve

Fonction double

```
Coq < Lemma double : forall n : nat, {v : nat | v = 2 * n}.  
1 subgoal
```

```
=====
```

```
forall n : nat, {v : nat | v = 2 * n}
```

```
Coq < intro.  
1 subgoal
```

```
n : nat
```

```
=====
```

```
{v : nat | v = 2 * n}
```


Extraction d'une preuve

Fonction double

```
Coq < exists (2 * n).
```

```
1 subgoal
```

```
  n : nat
```

```
  =====
```

```
    2 * n = 2 * n
```

```
Coq < reflexivity.
```

```
No more subgoals.
```

```
Coq < Defined.
```

```
intro.
```

```
exists (2 * n).
```

```
reflexivity.
```

```
double is defined
```

Extraction d'une preuve

Fonction double

```
Coq < Extraction double.  
(** val double : nat -> nat **)  
let double n =  
  mult (S (S 0)) n
```

Jouer avec l'isomorphisme de Curry-Howard

Fonction successeur

```
Coq < Definition succ (n : nat) : nat.  
1 subgoal
```

```
  n : nat
```

```
  =====
```

```
  nat
```

```
Coq < exact (S n).  
No more subgoals.
```

```
Coq < Defined.  
exact (S n).  
succ is defined
```

Jouer avec l'isomorphisme de Curry-Howard

Fonction successeur

```
Coq < Print succ.  
succ = fun n : nat => S n  
      : nat -> nat  
Argument scope is [nat_scope]  
  
Coq < Eval compute in (succ 2).  
= 3  
: nat
```

Jouer avec l'isomorphisme de Curry-Howard

Fonction factorielle

```
Coq < Definition fact (n : nat) : nat.
```

```
1 subgoal
```

```
  n : nat
```

```
  =====
```

```
  nat
```

```
Coq < elim n.
```

```
2 subgoals
```

```
  n : nat
```

```
  =====
```

```
  nat
```

```
subgoal 2 is:
```

```
  nat -> nat -> nat
```

Jouer avec l'isomorphisme de Curry-Howard

Fonction factorielle

```
Coq < exact 1.
1 subgoal

  n : nat
  =====
  nat -> nat -> nat

Coq < intros; exact ((S n0) * H).
No more subgoals.

Coq < Defined.
elim n.
  exact 1.
  intros; exact (S n0 * H).
fact is defined
```

Jouer avec l'isomorphisme de Curry-Howard

Fonction factorielle

```
Coq < Eval compute in (fact 3).  
= 6  
: nat
```

Égalité sur les entiers naturels

- Démontrer le lemme de décidabilité de l'égalité sur les entiers naturels (utiliser le « ou constructif » : $\{\dots\} + \{\dots\}$);
- Extraire la fonction qui teste l'égalité sur les entiers naturels à partir du lemme précédent ;
- Tester la fonction OCaml extraite (si OCaml non installé sur les machines, utiliser : <https://try.ocamlpro.com/>).

Fonction factorielle

- Spécifier (avec un inductif) le comportement de la fonction factorielle ;
- Démontrer le lemme de définition et d'adéquation de factorielle ;
- Extraire la fonction factorielle du lemme précédent ;
- Tester la fonction OCaml extraite.

Fonction « map » sur les listes d'entiers naturels

- Spécifier (avec un inductif) le comportement de la fonction « map » ;
- Démontrer le lemme de définition et d'adéquation de « map » ;
- Extraire la fonction « map » du lemme précédent ;
- Tester la fonction OCaml extraite.

Fonction d'addition sur les entiers naturels

- Définir la fonction d'addition avec des tactiques ;
- Tester la fonction ainsi définie.