

Rapport

MARYEM HAJJI, LÉA Riant, RYAN LAHFA, IVAN HASENOHR

Table des matières

Introduction	1
Courte histoire des assistants de preuve et du rêve d'Hilbert	1
Principe d'un assistant de preuves	1
Enjeu d'un assistant de preuves et exemples d'usages	1
Éléments de théorie des assistants de preuves	1
Détail des exercices du « Number Games » de Kevin Buzzard	2
Tactiques de base en Lean	2
Addition World	4
Multiplication World	4
Power World	4
Function World	5
Proposition World	5
Advanced Proposition World	6
Excursion dans le formalisme des espaces métriques	8

Introduction

Avant d'expliquer en quoi consiste un assistant de preuve, donnons quelques éléments d'histoire autour de ces derniers.

Courte histoire des assistants de preuve et du rêve d'Hilbert

En août 1900, David Hilbert présente ses 23 problèmes, dont le second est la cohérence de l'arithmétique, fracassé par le résultat d'incomplétude de Gödel (qui ne résoud pas tout à fait la question et dont on pourra retrouver une démonstration en profondeur dans [3]) en 1931, et dont une réponse positive est obtenue par Gantzen à l'aide de la récurrence transfinie. C'est l'élan qui va lancer la théorie de la démonstration.

En 1966, de Bruijn lance le projet Automath[1] qui a pour visée de pouvoir exprimer des théories mathématiques complètes, c'est-à-dire des théories qui sont des ensembles maximaux cohérents de proposi-

tions, i.e. le théorème d'incomplétude de Gödel ne s'y applique pas notamment.

Peu après, les projets Mizar[5], HOL-Isabelle[4] et Coq [2] naissent pour devenir les assistants de preuve mathématiques que l'on connaît.

Principe d'un assistant de preuves

Ces projets mettent à disposition un ensemble d'outil afin d'aider le mathématicien à formaliser sa preuve dans une théorie mathématiques de son choix : ZFC, la théorie des types dépendants, la théorie des types homotopiques par exemple.

Certains assistants de preuve ne se contentent pas de vérifier la formalisation d'une preuve mais peuvent aussi effectuer de la décision (dans l'arithmétique de Presburger par exemple).

Enjeu d'un assistant de preuves et exemples d'usages

L'enjeu des assistants de preuve et des concepts utilisés derrière dépasse le simple outil de mathématicien.

D'une part, ils permettent d'attaquer des problèmes qui ont résisté pendant longtemps, le théorème des quatre couleurs par exemple.

D'autre part, leurs usages se généralisent afin de pouvoir faire de la certification informatique, démontrer qu'un programme vérifie un certain nombre d'invariants, par exemple, dans l'aviation, des outils similaires sont employés pour certifier le comportement de certaines pièces embarquées.

Éléments de théorie des assistants de preuves

Nous nous attacherons pas à faire un état du fonctionnement des assistants de preuves, ceux là dépassent largement le cadre d'une licence, mais on peut donner quelques éléments d'explications.

Distinguons deux opérations, celle de la vérification de preuve et celle de la déduction automatique.

Notons que dans un premier temps, la plupart des opérations idéales d'un assistant de preuve sont indécidables, c'est-à-dire, qu'il n'existe pas d'algorithme permettant de calculer le résultat en temps fini.

Dans ce cas, afin de pouvoir vérifier une preuve, il faut l'écrire dans un langage où toutes les étapes sont des fonctions récursives primitives (ou des programmes), ce qui les rend décidables par un algorithme. L'enjeu ensuite est de le faire efficacement, bien sûr.

Ainsi, rentre en jeu les notions de mots, de langages, de confluences et de systèmes de réécritures et d'avoir des algorithmes de bonne complexité temporelle et mémoire afin de pouvoir manipuler les représentations internes d'une preuve et décider s'ils sont des preuves du résultat désiré.

Au dessus de cela, on a besoin de se donner des théories axiomatiques dans lequel on travaille, par exemple ZFC, Peano, la théorie des catégories, la théorie des types dépendants, la théorie des types homotopiques. Dans notre cas, Lean utilise la théorie des types dépendants par défaut mais propose la version homotopique aussi, qui est plus délicate à manipuler. De cela, on peut construire des notions d'ensembles, d'entiers naturels, de catégories aussi.

Ceci est pour la partie vérification et fondations théoriques du modèle.

Pour la partie automatique, selon la logique, le problème passe d'indécidable à décidable, par exemple, pour le calcul des propositions, le problème est décidable mais de classe de complexité co-NP-complète (le complémentaire de la classe NP-complète), indiquant que les algorithmes de décisions prennent un temps exponentiel certainement. En somme, c'est un problème très difficile, mais sur lequel il a été possible d'avoir des résultats positifs, notamment un qui a résolu un problème de longue date sur lequel aucune bille n'était disponible : la conjecture de Robbins, 1933, résolue en 1996 avec un assistant de preuve à déduction automatique EQP.

Dans une certaine mesure, Lean est capable d'assister à trouver des morceaux de preuve par lui-même à l'aide de tactiques qui peuvent être aussi écrites par les utilisateurs afin d'améliorer l'intelligence de Lean dans certains contextes (chasse aux diagrammes en catégories par exemple).

Détail des exercices du « Number Games » de Kevin Buzzard

On se donnera pendant cette section un alphabet Σ qui pourra contenir selon le contexte, les opérateurs usuels en mathématiques $\{+, -, \times, /\}$, les chiffres, l'alphabet grec et latin.

Puis, on munit (Σ^*, \cdot) d'une structure de monoïde usuelle où \cdot est la concaténation des mots et Σ^* est la fermeture par l'étoile de Kleene de Σ .¹

Tactiques de base en Lean

Les tactiques suivantes permettent la manipulation de fonction en Lean, une fonction $f : A \rightarrow B$ pour A et B deux types étant simplement un élément de type $A \rightarrow B$, qui à une preuve de A renvoie une preuve de B .

intro Parfois, le but que nous cherchons à atteindre est une implication. Pour prouver que $A \rightarrow B$, on va prouver B sachant A vrai. En Lean, cela revient à inclure A dans les hypothèses et à changer le but en B . C'est ce que fait la tactic *intro*. On peut donner un nom à l'hypothèse qu'on introduit : *intro h*, ou laisser Lean choisir un nom par défaut. On peut écrire *intros h₁h₂...h_n*, pour introduire plusieurs hypothèses en même temps. On entrera plus en détails dans la structure des implications dans le Function World.

have Pour déclarer une nouvelle hypothèse, on peut utiliser la tactic 'have'. *have p : P* diviser le but en 2 sous-but : montrer qu'on peut construire un élément de type P avec les hypothèses actuelles puis montrer le but initial avec l'hypothèse $p : P$ en plus. Lorsque la preuve de l'existence de l'objet qu'on crée est brève, on peut contracter sa définition : *have p := f a* avec $a : A$ et $f : A \rightarrow P$ comme hypothèses déjà présentes ajoutera directement $p : P$ dans la liste d'hypothèses. La validité de cette technique est garantie par le principe de Démonstrateur, selon lequel on peut renommer tout objet comme on veut sans que ça n'ait d'influence sur quoique ce soit.

refl : Cette tactique correspond à la réflexivité de l'égalité, d'où le nom **refl**. Elle peut s'appliquer pour prouver toute égalité de la forme $A = A$. C'est à dire, toute égalité dont les deux membres sont

¹i.e. tous les mots sur Σ

égaux terme à terme.

Exemple Soient x, y, z, w des entiers naturels, alors on peut prouver que $x + y \times (z + w) = x + y \times (z + w)$ en appliquant la tactique `{refl,}`.

rw : Le nom de cette tactique correspond au mot anglais *rewrite*. Elle s'applique dans deux cas distincts.

Soit $H : A = B$ une hypothèse d'égalité.² Supposons que l'équation à démontrer est le mot F .

Si F contient au moins un A , l'instruction `{rw H ,}` dérive un mot F' du mot F , en effectuant un seul changement : tous les A (présents dans F) sont réécrits en B . De même, si F contient au moins un B et si on utilise `{rw $\leftarrow H$,}`, alors le seul changement sera : tous les B (présents dans F) sont réécrits en A s.

Soit $T : A = B$, c'est à dire T est une preuve de $A = B$, supposé faite à un niveau qui précède le niveau traité. Dans ce cas, elle figure sur le menu des théorèmes. Alors `{rw T ,}` (respectivement `{rw $\leftarrow T$,}`) dérive un mot F' du mot F , en effectuant un seul changement : tous les As (resp. Bs) sont remplacés par des Bs (resp. As).

simp : C'est une tactique de haut niveau. Elle est disponible à partir du dernier niveau de *Addition World*. Son principe est le suivant : elle utilise la tactique **rw** avec les preuves des théorèmes d'associativité et de commutativité de l'addition pour prouver une certaine égalité (les preuves de l'associativité et la commutativité de la multiplication sont disponibles à partir du dernier niveau de *Multiplication World*). De plus, à l'aide du langage de métaprogrammation de Lean, on peut éventuellement apprendre à **simp** à simplifier une variété de formules plus large en utilisant d'autres preuves outre celles de l'associativité et de la commutativité.

Exemple Soient x, y, z, w, u des entiers naturels, alors on peut démontrer que $x + y + z + w + u = y + (z + x + u) + w$ en utilisant `{simp,}`

Exact, Intro, Have, Apply Ici nous allons présenter 4 techniques fondamentales pour l'utilisation de fonctions, une fonction $f : A \rightarrow B$ pour A et B deux types étant simplement un élément de type $A \rightarrow B$, qui à une preuve de A renvoie une preuve de B .

Exact

La première de ces tactiques est *exact*. Elle permet de dire à Lean que le but recherché correspond exactement à ce que vous lui indiquez. Par exemple, si le but est $\exists p$ de type P , et que vous disposez

de p de type P dans les hypothèses, alors *exact* p , terminera la preuve. De même, si le but est $\exists q$ de type Q et que vous disposez d'un élément p de type P et d'une fonction $f : P \rightarrow Q$, alors *exact* $f(p)$, terminera la preuve.

Intro

Lorsque vous manipulez des fonctions, Lean peut vous demander de créer une fonction d'un type P vers un type Q . Une méthode est alors de d'émettre l'hypothèse qu'on dispose d'un p de type P à partir duquel vous fabriquerez un élément de Q . *intro* p , fait cela : vous disposerez alors d'une preuve p de P et votre but sera reformulé en Q .

De façon similaire, lorsque de le but est de la forme $P_1 \rightarrow P_2 \rightarrow \dots \rightarrow P_n \rightarrow Q$, *intros* $p_1 p_2 \dots p_n$ change le but en Q .

Have

Cette technique permet de renommer des variables : par exemple, si vous disposez de p de type P et de $f : P \rightarrow Q$, alors *have* $q : Q := f(p)$, vous permet de renommer un élément $q = f(p)$. Le principe du Démonstrateur nous permet en effet de renommer comme on veut ce que l'on veut, ce qui garantit la validité de la preuve dans le cas de l'utilisation de *have*.

Apply

Cette technique vous permet de modifier le but sans rajouter de variables : de fait, elle raisonne comme ceci : vous avez pour but un élément de Q . Or vous disposez d'une fonction $f : P \rightarrow Q$. De ce fait, pour disposer d'un élément de Q , il vous suffit de disposer d'un élément de P , car $f(p)$ sera dans Q . *apply* f , fait exactement ça, et donc changera le but de Q en P .

Induction La tactique *induction* permet de démontrer une proposition quantifiée sur un type inductif, à l'aide du principe d'induction.

Sans rentrer dans les détails de théorie des types, dans les axiomes de Peano, cela revient au théorème suivant, pour toute proposition logique P :

$$(P(0) \wedge \forall n, P(n) \implies P(n+1)) \implies (\forall n, P(n))$$

En Lean, cela se matérialise par la syntaxe `induction <variable> with <nom de la variable inductive> <hypothèse d'induction>` et transforme le but en deux buts : le cas de base et le cas inductif.

²ou une preuve de $A = B$, c'est la même chose.

Addition World

Addition World est le premier monde de **Natural Number Game**. Dans ce monde, on dispose principalement de 3 tactiques : *refl*, *rw* (dont l'application était initiée dans *Tutorial*) et *induction*. En plus, chaque théorème, une fois démontré, sera utilisé comme un résultat acquis dans les démonstrations de tous les théorèmes qui suivent. Par exemple, en commençant *Addition World*, on peut utiliser les deux théorèmes suivants : *add_zero* et *add_succ*, qui sont supposés démontrés dans la partie *Tutorial*.

Addition World contient 6 niveaux : *zero_add*, *add_assoc*, *succ_add*, *add_comm*, *succ_eq_add_one* et *add_right_comm*. Détaillons la démonstration du théorème suivant :

Le 5^{me} niveau : *succ_eq_add_one*

pour tout entier naturel n , $succ(n) = n + 1$

Preuve **rw one_eq_succ_zero**, : c'est plus facile de manipuler le chiffre 0 que le chiffre 1. On réécrit donc 1 en *succ(0)*, puisque $1 = succ(0)$ (la preuve de cette égalité est *one_eq_succ_zero*). On obtient $succ(n) = n + succ(0)$

rw add_succ, : *add_succ* fournit l'égalité $n + succ(0) = succ(n+0)$, on l'utilise alors pour réécrire $succ(n) = n + succ(0)$ en $succ(n) = succ(n+0)$. Ainsi, on pourra utiliser un des théorèmes qui manipulent le chiffre 0

rw add_zero, : utilisation de ce théorème pour réécrire $n + 0$ en n

refl,

Multiplication World

Dans ce monde, les théorèmes reposent principalement sur les propriétés basiques de la multiplication, tels que la commutativité, l'associativité, et la distributivité de la multiplication par rapport à l'addition dans les deux sens (à gauche et à droite). *Multiplication World* contient 9 niveaux : *zero_mul*, *mul_one*, *one_mul*, *mul_add*, *mul_assoc*, *succ_mul*, *add_mul*, *mul_comm* et *mul_left_comm*.

Nous explicitons la démonstration du théorème suivant :

Le 4^{me} niveau : *mul_add*

La multiplication est distributive, c'est à dire pour tous entiers naturels a , b et t :

$$t * (a + b) = t * a + t * b$$

Preuve **induction a with d hd**, : Dans l'induction, a est renommé en d qui varie inductivement et hd est l'hypothèse d'induction sur d (cas de

base : $d = 0$, cas d'induction : on suppose hd , on démontre $h(succ(d))$)

Cas de base : montrons que $t * (0 + b) = t * 0 + t * b$
rw zero_add, : on remplace $0 + b$ par b , on obtient $t * b = t * 0 + t * b$

rw mul_zero, : on remplace $t * 0$ par 0 , on obtient $t * b = 0 + t * b$

rw zero_add, : on obtient $t * b = t * b$

refl,

Cas d'induction : supposons $hd : t * (d + b) = t * d + t * b$ et montrons $h(succ(d))$: $t * (succ(d) + b) = t * succ(d) + t * b$

rw succ_add, : une solution serait de se ramener à une équation où l'un des deux membres est égal à un membre de hd . Pour faire cela, on utilise *succ_add* qui s'applique uniquement sur une quantité de la forme $succ(d) + b$ (d et b étant deux entiers naturels quelconques), nous permettant ainsi de la remplacer par $succ(d + b)$

rw mul_succ, : on utilise *mul_succ* ($a b : mynat$) : $a * succ(b) = a * b + a$

rw hd, on remplace $t * (d + b) + t$ par $t * d + t * b + t$ en utilisant hd , on obtient $t * d + t * b + t = t * succ(d) + t * b$

rw add_right_comm, : on applique la commutativité de l'addition pour remplacer $t * b + t$ par $t + t * b$

rw ← mul_succ, : on utilise $rw ←$ pour remplacer $t * d + t$ (qui est le membre droit de l'égalité qui correspond au théorème *mul_succ*) par $t * succ(d)$, on obtient $t * succ(d) + t * b = t * succ(d) + t * b$

refl,

Power World

Ce monde contient 8 niveaux : *zero_pow_zero*, *zero_pow_succ*, *pow_one*, *one_pow*, *pow_add*, *mul_pow*, *pow_pow* et *add_squared*.

Nous explicitons la démonstration du théorème suivant :

Le 7^{me} niveau : *add_squared* (Cas particulier de la formule du binôme de Newton : $(a + b)^n = \sum_{k=0}^n \frac{n!}{k!(n-k)!} a^k b^{n-k}$, pour $n = 2$)

$$\text{pour tous entiers naturels } a \text{ et } b : \\ (a + b)^2 = a^2 + b^2 + 2 * a * b$$

Preuve *On simplifie les puissances, en réécrivant les puissances 2 en fonction de 0*

rw two_eq_succ_one, : on utilise la preuve de $succ(1) = 2$ pour réécrire le chiffre 2 en $succ(1)$

rw one_eq_succ_zero, : on réécrit 1 en $succ(0)$, on obtient donc $(a + b)^{succ(succ(0))} = a^{succ(succ(0))} + b^{succ(succ(0))} + succ(succ(0)) * a * b$

repeat rw pow_succ, : on obtient $(a + b)^0 * (a + b) * (a + b) = a^0 * a * a + b^0 * b * b + succ(succ(0)) * a * b$

repeat rw pow_zero, : on obtient $1 * (a + b) * 2$
 $(a + b) = 1 * a * a + 1 * b * b + succ(succ(0)) * a * b$
simp, : on obtient $(a+b)*(a+b) = a*a+(b*b+a*(b*3$
 $succ(succ(0))))$, donc simp, dans ce cas, applique le
théorème **one_mul**($m : mynat$) : $m * 1 = m$
repeat rw mul_succ, : on obtient $(a+b)*(a+b) =$
 $a * a + (b * b + a * (b * 0 + b + b))$
simp, : on obtient $(a + b) * (a + b) = a * a + (b * b + a * (b + b))$, donc simp, dans ce cas, applique
les théorèmes **mul_zero**($a : mynat$) : $a * 0 = 0$ et
zero_add($n : mynat$) : $0 + n = n$
*On développe $(a + b) * (a + b)$:*
rw mul_add,
*On développe $(a + b) * a$:*
rw mul_comm,
rw mul_add,
*On développe $(a + b) * b$:*
rw mul_comm (a + b) b,
rw mul_add,
simp, *On met les termes du membre de gauche*
dans le bon ordre
rw ← add_assoc (a * b) (a * b) (b * b), : on
obtient $a * a + (a * b + a * b + b * b) = a * a + (b * b +$
 $a * (b + b))$
rw add_right_comm,
rw add_comm (a * b) (b * b),
rw add_assoc (b * b) (a * b) (a * b), : on
obtient $a * a + (b * b + (a * b + a * b)) = a * a + (b * b + a * (b + b))$
On factorise par a :
rw ← mul_add a b b, : on obtient $a * a + (b * b + a * (b + b)) = a * a + (b * b + a * (b + b))$
refl,

Function World

Ce monde nous introduit un outil fondamental de
Lean : les fonctions.

Un élément important à remarquer est qu'en Lean,
toutes les fonctions sont curryfiées.

Voici un exemple de niveau de ce monde, le niveau
6, qui demande de créer une fonction de fonctions
assez fastidieuse, et qui utilise le fait que ces
fonctions sont curryfiées.

L'énoncé se formule comme ceci :

$(P, Q, R : \text{Type}) : (P \rightarrow (Q \rightarrow R)) \rightarrow ((P \rightarrow Q) \rightarrow (P \rightarrow R))$

La preuve est de fait assez simple :

```
1 intros f g p, -- On introduit les
  ↳ différents éléments/fonctions pour
  ↳ créer la fonction demandée
```

```
apply f p, -- On modifie le but à l'aide
  ↳ de la fonction curryfiée
exact g p, -- On trouve le résultat
  ↳ demandé
```

Ce qui conclut la preuve.

Proposition World

Dans ce monde on aborde un aspect fondamental
de l'assistant de preuves Lean : une preuve est com-
posée d'implications, et c'est ici que les fonctions
prennent toute leur importance : pour montrer que
A implique B, il suffit de créer une fonction de A
vers B, soit un élément de type $A \rightarrow B$.

Pour illustrer ce point, voici un exemple simple, le
tout premier niveau de Proposition World.

```
1 lemma : if P is true and P → Q is true,
  ↳ then Q is true.
```

Soit en Lean : $(P, Q : \text{Prop}) (p : P) (h : P \rightarrow Q) :$
 Q

Donc, en français, on dispose d'une preuve de P,
et d'une fonction de P dans Q (i-e d'un élément
de type $P \rightarrow Q$), trouvons un élément de type Q
(montrons que Q est vrai).

Ce qui se résout tout aussi succinctement :

```
1 exact h(p),
```

Un autre niveau intéressant est le niveau 8, qui
propose une preuve du lemme suivant, une impli-
cation de l'équivalence entre une proposition et sa
contraposée (si cela a du sens) :

```
1 lemma : (P → Q) → (¬Q → ¬P).
2
3 -- En Lean, on demande donc de créer une
  ↳ fonction qui prend une preuve que
  ↳ P → Q et renvoie une preuve de
  ↳ ¬Q → ¬P.
4 intro f, -- On dispose d'une preuve de
  ↳ P → Q
```

```

5 -- Lean nous demande alors de créer un
  ↳ élément de type  $\neg Q \rightarrow \neg P$ , qui serait
  ↳ l'image de la fonction qu'il nous est
  ↳ demandé de créer.
6 repeat{rw not_iff_imp_false}, -- On
  ↳ retranscrit la définition de  $\neg P$  :
  ↳  $\neg P \equiv P \rightarrow \text{false}$ .
7 -- Le but est alors réécrit en
  ↳  $(Q \rightarrow \text{false}) \rightarrow P \rightarrow \text{false}$ , ce qui
  ↳ revient à créer une fonction curryfiée
  ↳ des éléments de type  $(Q \rightarrow \text{false}) \times P$ 
  ↳ vers les preuves de false. On
  ↳ réapplique la même technique
  ↳ d'introduire un élément de chacun des
  ↳ ensembles de départ :
8 intros h p,
9 -- On dispose alors d'un élément  $p$  de  $P$ ,
  ↳ d'une fonction  $f$  de  $P$  dans  $Q$  et d'une
  ↳ fonction  $h$  de  $Q$  dans  $\text{false}$ , et il nous
  ↳ faut créer une preuve de false, qui
  ↳ est facilement trouvable avec :
10 exact h(f(p)), -- Ce qui conclut la
  ↳ preuve.

```

Advanced Proposition World

Dans ce monde on démontre à l'aide de fonctions et de nouvelles méthodes les règles de base de la manipulation de conjonctions et disjonctions logiques. Un exemple combinant la plupart des nouvelles méthodes est le Lemme suivant :

```

1 lemma : Soient P,Q et R trois
  ↳ propositions, alors
  ↳  $P \wedge (Q \vee R) \iff (P \wedge Q) \vee (P \wedge R)$ .

```

Ici on ne démontrera que l'implication directe, l'implication réciproque se faisant de façon similaire.

Pour séparer les implications, une technique existe : *split*, qui permet de montrer d'abord l'implication directe puis l'implication réciproque. A noter que cette technique permet aussi de séparer le but en plusieurs buts lorsqu'on a à montrer une conjonction de propositions.

Pour gérer les disjonctions de propositions, la technique *cases* existe et permet, par exemple, quand on sait que $P \vee Q$, dans un premier temps supposer P puis supposer Q . Cette technique permet aussi de séparer les conjonctions connues en plusieurs nouvelles données : si l'on a un élément pq de $P \wedge Q$, *cases pq with p q* nous renvoie deux éléments p et q de P et Q respectivement.

Finalement, lorsqu'on doit montrer une disjonction de propositions, il suffit d'en montrer une, et les techniques *left* et *right* nous permettent de choisir la proposition à démontrer.

La preuve est donc la suivante :

```

1 intro h, -- h de type  $P \wedge (Q \vee R)$ 
2 cases h with p qor, -- p de type  $P$ ,
  ↳ qor de type  $Q \vee R$ 
3 cases qor with q r, -- On sépare en
  ↳ deux cas en fonction de la disjonction
  ↳ :
4
5 -- Premier cas q de type Q
6 left, -- On choisit de montrer  $P \wedge Q$ 
7 split, -- On sépare en deux buts
8 exact p,
9 exact q,
10
11 -- Deuxième cas : r de type R
12 right, -- On choisit de montrer  $P \wedge R$ 
13 split, -- On sépare en deux buts
14 exact p,
15 exact r, -- Ce qui conclut la preuve de
  ↳ l'implication directe.

```

Advanced Addition World : Level 10 Ce lemme ressemble à la régularité à gauche du monoïde $(\mathbb{N}_{\text{mynat}}, +)$ qu'on a prouvé au niveau 6 de ce monde. On a démontré que :

```

1 (a b c : mynat) : a + b = a + c → b = c

```

Donc pour $a = 0$ et $c = 0$ et $a + b = a + c$ impliquent $b = 0$. Dans ce lemme, nous allons montrer qu'il suffit d'avoir les hypothèses $a + c = 0$ et $c = 0$ et $a + b = a + c$ pour prouver $b = 0$.

```

lemma add_left_eq_zero {a b : mynat} : a
  ↳ + b = 0 → b = 0 :=
begin [nat_num_game]
  intro H,
  --On fait une distinction de cas
  --Soit b = 0 soit il existe d : mynat
  ↳ tel que b = succ(d) :
  cases b with d,
  --Cas b = 0, le but devient 0 = 0, la
  ↳ résolution est triviale :
  refl,

```

```

11  --Cas  $b = \text{succ}(d)$ , le but devient
    ↪  $\text{succd} = 0$ 
12  --Ce qui est impossible, cela contredit
    ↪ l'axiome de Peano  $\text{zero}_n \text{e}_s \text{ucc}$ 
13  --On va donc faire une preuve par
    ↪ l'absurde :
14  rw add_succ at H, --on fait rentrer a
    ↪ dans le succ donc  $H : \text{succ}(a + d) = 0$ 
15  exfalse, -- le but est impossible à
    ↪ prouver donc on le change en faux
16  --Et on a le théorème  $\text{succ\_ne\_zero}$ 
    ↪  $(n : \text{mynat}) : \text{succn} = 0 \rightarrow \text{faux}$ , donc
    ↪ on sait que l'hypothèse  $H$  implique
    ↪ faux
17  exact succ_ne_zero H,
18  --On a donc prouver que l'hypothèse
    ↪  $\exists d : \text{mynat} \text{tel que } b = \text{succ}(d)$  est
    ↪ contradictoire avec nos axiome
19  end

```

Advanced Multiplication World : Level 4 Ce³³
théorème consiste à prouver la régularité à gauche³⁴
du monoïde (mynat , $*$). L'idée est instinctive mais³⁵
la preuve nécessite en réalité beaucoup de distinc-³⁶
tions de cas et l'utilisation d'une nouvelle tactic,
`revert`.

```

1  theorem mul_left_cancel (a b c : mynat)
    ↪ (ha : a = 0) : a * b = a * c → b = c
    ↪ :=
2  begin
3    revert b,
4    --On ne considère plus b comme une
    ↪ hypothèse,
5    --à la place, on rajoute un  $\forall(b : \text{mynat})$ 
    ↪ au but
6    --Ce sera utile plus tard, dans
    ↪ l'hypothèse d'induction
7
8    -- On fait une induction sur c :
9    induction c with n hn,
10
11   --Le cas de base
    ↪  $\forall(b : \text{mynat}), a * b = a * 0 \rightarrow b = 0$  :
12   rw mul_zero, --On simplifie
13   intros b h, --On introduit un b et
    ↪ l'hypothèse  $h : a * b = 0$ 
14   rw mul_eq_zero_iff a b at h, --h est
    ↪ équivalent à  $a = 0 \text{ or } b = 0$  donc on la
    ↪ réécrit
15
16   --On casse le  $a = 0 \text{ or } b = 0$  en deux cas :
17   cases h with hha hhb,
18

```

```

19  --Si  $a = 0$  (but :  $b = 0$ ) :
20  --On a  $a \neq 0$  en hypothèse donc on sait
    ↪ que ce cas est impossible
21  --On va donc faire une preuve par
    ↪ l'absurde :
22  exfalse, --but = false
23  apply ha, --but =  $a = 0$ 
24  exact hha, --Il n'y a plus qu'à
    ↪ appliquer l'hypothèse de disjonction
    ↪ de cas
25
26  --Si  $b = 0$  (but :  $b = 0$ ), c'est trivial :
27  exact hhb,
28
29  --Le cas d'induction (but :
    ↪  $\forall(b : \text{mynat}), a * b = a * \text{succn} \rightarrow b = \text{succn}$ )
    ↪ :
30  intros b h, --On introduit un b et
    ↪ l'hypothèse  $h : a * b = a * \text{succn}$ 
31  --Le but est juste  $b = \text{succn}$  maintenant
32  --On fait une distinction de cas sur b :
    cases b with c,
33
34  --Cas  $b = 0$  (but :  $0 = \text{succn}$ ) :
35  --Cela contredit l'axiome de Peano
    ↪  $\text{zero}_n \text{e}_s \text{ucc}$ , on va donc passer par
    ↪ l'absurde :
36
37  rw mul_zero at h, --On simplifie h pour
    ↪ obtenir  $h : 0 = a * \text{succn}$ 
38  exfalse,
39  apply mul_pos a (succ n), --On a besoin
    ↪ de démontrer les hypothèses de
    ↪ mul_pos :
40  --Hypothèse  $a \neq 0$  :
41  exact ha,
42  --Hypothèse  $\text{succn} \neq 0$  :
43  exact succ_ne_zero n,
44  --Retour à la preuve par l'absurde :
45  symmetry,
46  exact h,
47
48  --Cas  $b = \text{succc}$  (but :  $\text{succc} = \text{succn}$ ) :
49  repeat {rw succ_eq_add_one},
50  rw add_right_cancel_iff, --On simplifie
    ↪ le but pour lui appliquer
    ↪ l'hypothèse d'induction
51  --C'est là que le revert prend tout son
    ↪ importance car le but est  $c = n$ 
52  --On n'aurait pas pu appliquer l'HR si
    ↪ elle prenait un b particulier
53  apply hn,
54  --Il ne reste plus qu'à simplifier
    ↪ l'hypothèse h :
55  repeat {rw mul_succ at h},
56  rw add_right_cancel_iff at h,
57  exact h,

```

```

58 end
22 --Cas a = 0 (trivial vu que b! = 0) :
23 apply succ_le_succ,
24 exact zero_le b,
25
26 --Cas a = succa (but :
27   ⇨ succ(succa) ≤ succb) :
28 rw hc,
29 rw succ_add,
30 apply succ_le_succ, --but : succa ≤ a + c
31
32 --Cette inégalité est impossible si
33   ⇨ c = 0
34 cases c,
35
36 --Cas c = 0
37 rw add_zero at hc,
38 exfalso,
39 apply htba,
40 use 0,
41 rw add_zero,
42 symmetry,
43 exact hc,
44
45 --Cas c = succc (but : succa ≤ a + succc) :
46 --Les +1 se simplifient
47 rw add_succ,
48 apply succ_le_succ,
49 use c,
50 refl,
51 end

```

Inequality World Level 15 Dans la suite, nous allons définir $>$ tel que :

$$a < b := a \leq b \text{ et } \neg(b \leq a)$$

Mais la définition :

$$a < b := \text{succ } a \leq b$$

est plus pratique à utiliser et mathématiquement équivalente dans les entiers naturels. Nous allons donc prouver que

$$a \leq b \text{ et } \neg(b \leq a) \rightarrow \text{succ } a \leq b$$

dans ce lemme (l'autre partie de l'équivalence est le niveau 16).

```

1 lemma lt_aux_one (a b : mynat) : a < b
2   ⇨ (a ≤ b et ¬(b ≤ a)) → succ a ≤ b
3   :=
4 begin
5   --On commence par transformer
6   ⇨ a ≤ b ∧ ¬(b ≤ a) en 2 hypothèses :
7   intro h,
8   cases h with hab htba,
9   --On introduit ctelqueb = a + c
10  cases hab with c hc,
11
12  --On ne peut rien faire à ce niveau car
13  ⇨ le cas b = 0 pose problème
14  --On fait donc une distinction de cas
15  ⇨ sur b :
16  cases b,
17
18  --Cas b = 0 (impossible donc par
19  ⇨ l'absurde) :
20  exfalso,
21  apply htba,
22  exact zero_le a,
23
24  --Cas b = succb (but : succ a ≤ succ
25  ⇨ b) :
26  --Là, c'est le cas a = 0 qui nous pose
27  ⇨ problème
28  cases a,
29
30  --Cas a = 0 (trivial vu que b! = 0) :
31  apply succ_le_succ,
32  exact zero_le b,
33
34  --Cas a = succa (but :
35  ⇨ succ(succa) ≤ succb) :
36  rw hc,
37  rw succ_add,
38  apply succ_le_succ, --but : succa ≤ a + c
39
40  --Cette inégalité est impossible si
41  ⇨ c = 0
42  cases c,
43
44  --Cas c = 0
45  rw add_zero at hc,
46  exfalso,
47  apply htba,
48  use 0,
49  rw add_zero,
50  symmetry,
51  exact hc,
52
53  --Cas c = succc (but : succa ≤ a + succc) :
54  --Les +1 se simplifient
55  rw add_succ,
56  apply succ_le_succ,
57  use c,
58  refl,
59 end

```

Excursion dans le formalisme des espaces métriques

Références

- [1] Nicolaas Govert De Bruijn. A survey of the project automath. In *Studies in Logic and the Foundations of Mathematics*, volume 133, pages 141–161. Elsevier, 1994.
- [2] The Coq development team. *The Coq proof assistant reference manual*. LogiCal Project, 2004. Version 8.0.
- [3] Jean-Yves Girard. *Le point aveugle : cours de logique*. Hermann, Paris, 2006.
- [4] Tobias Nipkow, Lawrence C Paulson, and Markus Wenzel. *Isabelle/HOL : a proof assistant for higher-order logic*, volume 2283. Springer Science & Business Media, 2002.

- [5] Andrzej Trybulec and Howard A Blair. Computer assisted reasoning with mizar. In *IJCAI*, volume 85, pages 26–28, 1985.