

「計算と論理」

Software Foundations

その2

五十嵐 淳

`cal24@fos.kuis.kyoto-u.ac.jp`

`http://www.fos.kuis.kyoto-u.ac.jp/~igarashi/class/cal/`

京都大学
大学院情報学研究科
工学部情報学科計算機科学コース

October 8, 2024

別ファイルの定義・定理の読み込み

From LF Require Export Basics.

- LF という「論理フォルダ」から Basics の定義を読みこむ
 - ▶ `_CoqProject` というファイルで、LF がファイルシステム上のどこにあるかを指定している
- Basics.v を「コンパイル」した Basics.vo が必要
 - ▶ 最近は自動生成されるらしい(本当かな～)
 - ▶ Induction.v 冒頭の説明も読んでください

Induction.v

- 数学的帰納法による証明 (induction タクティク)
- 証明中の証明 (assert タクティク)
- 形式的証明と非形式的証明

Induction.v

- 数学的帰納法による証明 (induction タクティク)
- 証明中の証明 (assert タクティク)
- 形式的証明と非形式的証明

帰納法による証明

定理: 0 は足し算の右単位元

```
Theorem add_0_r_firsttry : forall n:nat,  
  n = n + 0.
```

詰まる証明

Proof.

```
intros n. reflexivity. (* エラー! *)
```

何が起きているのか？

Proof.

```
intros n. simpl. (* 右辺が計算されない *)
```

「こういう時は場合分けだったよね？」

またもや詰まる証明

Proof.

```
intros n. destruct n as [| n'].  
- (* n = 0 *)  
  reflexivity. (* so far so good... *)  
- (* n = S n' *)
```

「こういう時は場合分けだったよね？」

またもや詰まる証明

Proof.

```
intros n. destruct n as [| n'].  
- (* n = 0 *)  
  reflexivity. (* so far so good... *)  
- (* n = S n' *)  
  simpl. (* また同じようなゴールが... orz *)
```

- 場合分けをいくら続けてもキリがない!
- n より 1 小さい n' について `add_0_r` が成り立っていれば...

「こういう時は場合分けだったよね？」

またもや詰まる証明

Proof.

```
intros n. destruct n as [| n'].  
- (* n = 0 *)  
  reflexivity. (* so far so good... *)  
- (* n = S n' *)  
  simpl. (* また同じようなゴールが… orz *)
```

- 場合分けをいくら続けてもキリがない!
- n より 1 小さい n' について `add_0_r` が成り立っていれば… ⇒ 数学的帰納法

数学的帰納法

$P(n)$ を自然数 n の性質について述べた命題とする

数学的帰納法の原理

「任意の自然数 n について $P(n)$ 」は以下と同値

- $P(0)$ かつ
- 任意の自然数 n' について, $P(n')$ ならば $P(S n')$

単なる場合分けと違って, $P(S n')$ を示すのに, ひとつ小さい数では P が成立していること (つまり $P(n')$) を仮定してよい

- $P(n')$ を「帰納法の仮定」 (induction hypothesis, IH) と呼ぶ

数学的帰納法の妥当性

個々の具体的な数 (例えば 4) について P が成立することが,

- $P(0)$ かつ
 - 任意の自然数 n' について, $P(n')$ ならば $P(S n')$ を組み合わせて導き出せる
- ① $P(0)$ ならば $P(1)$
 - ② \vdots
 - ③ $P(3)$ ならば $P(4)$

数学的帰納法を使った証明

Theorem add_0_r : forall n:nat, n = n + 0.

Proof.

```
intros n. induction n as [| n' IHn'].  
- (* n = 0 *)  
  reflexivity.  
- (* n = S n' *)  
  simpl. rewrite -> IHn'. reflexivity. Qed.
```

基本的な使い方は destruct と同様

- intro パターン [$|$ n' IHn']
 - ▶ $n' \dots n$ の前者につける名前
 - ▶ IHn' ... 帰納法の仮定につける名前

日本語で書くなら…

定理: 任意の自然数 n について $n + 0 = n$.

n についての数学的帰納法による.

- $n = 0$ の場合, 示すべきは $0 + 0 = 0$ だが, これは $+$ の定義により自明.
- $n = S(n')$ の場合, 示すべきは $S(n') + 0 = S(n')$ であるが,

$$\begin{aligned} \text{左辺} &= S(n' + 0) \quad + \text{の定義による} \\ &= S(n') \quad \text{帰納法の仮定による} \\ &= \text{右辺} \end{aligned}$$

なので証明終.

数学的帰納法を使った証明 (2)

Theorem `minus_n_n` : forall n,
 `minus n n = 0`.

今日のメニュー

Induction.v

- 数学的帰納法による証明 (induction タクティク)
- 証明中の証明 (assert タクティク)
- 形式的証明と非形式的証明

証明中の証明

- 以前に証明した定理は他の定理の証明中で使える
- 証明中でも「サブ定理」(補題)を宣言・証明できる
⇒ `assert` タクティック

assert を使った (やや人工的な) 例

```
Theorem mult_0_plus' : forall n m : nat,  
  (n + 0 + 0) * m = n * m.
```

Proof.

```
  intros n m.
```

```
  assert (H: n + 0 + 0 = n).
```

```
    { rewrite add_comm. simpl.
```

```
      rewrite add_comm. reflexivity. }
```

```
  rewrite -> H.
```

```
  reflexivity. Qed.
```

assert を使った (やや人工的な) 例

```
Theorem mult_0_plus' : forall n m : nat,  
  (n + 0 + 0) * m = n * m.
```

Proof.

```
  intros n m.
```

```
  assert (H: n + 0 + 0 = n).
```

```
    { rewrite add_comm. simpl.
```

```
      rewrite add_comm. reflexivity. }
```

```
  rewrite -> H.
```

```
  reflexivity. Qed.
```

- `assert (0 + n = n) as H` と書いてもよい

assert の挙動

- 新たなサブゴールとして assert された命題が追加される
- 前のゴールの文脈には assert された命題が仮定として追加されている

assert の応用

そこじゃない!

```
Theorem plus_rearrange_firsttry :
```

```
  forall n m p q : nat,
```

```
    (n + m) + (p + q) = (m + n) + (p + q).
```

```
Proof.
```

```
  intros n m p q.
```

```
    (* n と m を入れ替えればいいんでしょ? *)
```

```
  rewrite -> add_comm.
```

```
    (* ゴールが…思ってたのと違う! *)
```

assert の応用

```
Theorem plus_rearrange : forall n m p q : nat,  
  (n + m) + (p + q) = (m + n) + (p + q).
```

Proof.

```
intros n m p q.
```

```
assert (H: n + m = m + n).
```

(* この文脈での n と m の交換に特化 *)

```
{ rewrite -> add_comm. reflexivity. }
```

```
rewrite -> H. reflexivity. Qed.
```

こんなことしなきゃいけないのはツールとしてどうか
と思うが…

assert 使用上の注意

- (慣れるまでは) トップレベルで Theorem を使って証明しましょう
- 特に帰納法を使う必要がある補題を assert で証明しようとするとうまく嵌まります
- 与えられた文脈で証明する必要性が高く、内容的にはほぼ自明なものに限りましょう

おまけ: replace タクティック

replace (A) with (B): ゴール中の式 A を B で置き換える. $A = B$ は後で証明する (義務が生じる).

```
Theorem plus_rearrange' : forall n m p q : nat,  
  (n + m) + (p + q) = (m + n) + (p + q).
```

Proof.

```
intros n m p q.
```

```
replace (n + m) with (m + n). (* 要括弧 *)
```

```
(* ここでゴールの n + m が m + n になる *)
```

```
- reflexivity.
```

```
- (* n + m = m + n の証明 *)
```

```
  rewrite add_comm. reflexivity.
```

```
Qed.
```

今日のメニュー

Induction.v

- 数学的帰納法による証明 (induction タクティク)
- 証明中の証明 (assert タクティク)
- 形式的証明と非形式的証明

(数学的命題)の「証明」とは何か

- 読者に「主張が真であること」を納得してもらうための文章
⇒ 証明はコミュニケーション行為

(数学的命題)の「証明」とは何か

- 読者に「主張が真であること」を納得してもらうための文章
 - ⇒ 証明はコミュニケーション行為
- 「読者」が Coq の場合:
 - ▶ 証明は記号の羅列 (形式的)
 - ▶ 納得 = 証明検査アルゴリズムが yes を返す
 - ★ 証明が、予め定まった規則に従って書かれているかの検査

(数学的命題)の「証明」とは何か

- 読者に「主張が真であること」を納得してもらうための文章
 - ⇒ 証明はコミュニケーション行為
- 「読者」が Coq の場合:
 - ▶ 証明は記号の羅列 (形式的)
 - ▶ 納得 = 証明検査アルゴリズムが yes を返す
 - ★ 証明が、予め定まった規則に従って書かれているかの検査
- 読者が人間の場合
 - ▶ 証明は自然言語で書かれる (非形式的)

(数学的命題)の「証明」とは何か

- 読者に「主張が真であること」を納得してもらうための文章
 - ⇒ 証明はコミュニケーション行為
- 「読者」が Coq の場合:
 - ▶ 証明は記号の羅列 (形式的)
 - ▶ 納得 = 証明検査アルゴリズムが yes を返す
 - ★ 証明が、予め定まった規則に従って書かれているかの検査
- 読者が人間の場合
 - ▶ 証明は自然言語で書かれる (非形式的)
 - ▶ 納得 = 書いてあることが信じられるか
 - ★ 人によって基準が違う!
 - ★ 人類が培ってきた数学・論理の流儀はある

形式的証明 vs. 非形式的証明

- 講義で主に扱うのは形式的証明
- でも、非形式的証明を軽視してはいけない
- 形式的証明は人間同士のコミュニケーションのメディアとしてはあまり効率的ではない

定理: + は結合的

```
Theorem add_assoc' : forall n m p : nat,  
  n + (m + p) = (n + m) + p.
```

```
Proof. intros n m p. induction n as [| n'].  
  reflexivity. simpl. rewrite → IHn'.  
  reflexivity. Qed.
```

読めない, でも, Coq にとっては正しい

きれいな非形式的証明

定理: 任意の n, m, p について

$$n + (m + p) = (n + m) + p \text{ である}$$

証明: n についての帰納法. (すなわち, 帰納法の $P(n)$ を m, p を仮定した上で

$n + (m + p) = (n + m) + p$ とする.)

● $n = 0$ とする.

$$0 + (m + p) = (0 + m) + p$$

を示す必要があるが, これは $+$ の定義より明らか.

- $n = S n'$ ただし,

$$n' + (m + p) = (n' + m) + p$$

(すなわち $P(n')$) が成立していると仮定する.

$$(S n') + (m + p) = ((S n') + m) + p$$

を示す必要があるが, $+$ の定義より, これは

$$S(n' + (m + p)) = S((n' + m) + p)$$

と同値. これは帰納法の仮定より明らか. (証明終)

きれいな (構造がわかる) 形式的証明

```
Theorem plus_assoc : forall n m p : nat,  
  n + (m + p) = (n + m) + p.
```

```
Proof. intros n m p. induction n as [| n'].
```

```
- (* n = 0 *) reflexivity.
```

```
- (* n = S n' *)
```

```
  simpl. rewrite -> IHn'. reflexivity.
```

```
Qed.
```

- 非形式的証明との比較:
 - ▶ より明示的な部分: `simpl`, `reflexivity`
 - ▶ 明示的でない部分: 途中のゴール

宿題： / 午前 10:30 締切

- `Induction.v` の `basic_induction (2)`, `double_plus (2)`, `add_comm_informal (2)`, `eqb_refl (2)`
- `Induction.v` までのその他の問題は随意課題 (加点あり)
- 解答が記入された `Induction.v` を `origin/main` に push