ランベック計算と文脈自由文法・線形文法・正規文法

谷口雅弥

理化学研究所

2024-09-27

文が妥当であることは、論理式が証明できることであり
論理式が証明できることは、文が妥当であることである。

目次

目次

1.1 自己紹介

- 谷口雅弥 (博士(情報科学, JAIST))
- 理化学研究所 革新知能統合研究センター 自然言語理解チーム
- 東北大学 自然言語処理研究グループ
- 形式言語理論(範疇文法)・数理論理学(部分構造論理)

1.2 配布スライド

https://tani-mss.github.io/onjuku2024/slide.pdf

目次

論理学のはなし

2.1 ランベック計算の紹介

ランベック計算 (Lambek, 1958) $L^{\bullet}$

小文字のアルファベットは原子論理式とする。小文字のギリシャ文字は式 ($\varphi := a \mid \varphi/\varphi \mid \varphi \setminus \varphi$) であり大文字のギリシャ文字は式の列である。推論規則は以下。

$$\frac{}{\alpha \Rightarrow \alpha} \qquad \frac{\Sigma, \alpha \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \beta/\alpha} \qquad \frac{\alpha, \Sigma \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \alpha \setminus \beta}$$

$$\frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \alpha}{\Gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \alpha/\gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \Sigma, \gamma \setminus \alpha, \Delta \Rightarrow \beta}$$

$$\frac{\Gamma, \alpha, \beta, \Delta \Rightarrow \beta}{\Gamma, \alpha \bullet \beta, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma \Rightarrow \alpha \quad \Delta \Rightarrow \beta}{\Gamma, \Delta \Rightarrow \alpha \bullet \beta}$$

2.2 プロダクトフリーランベック計算

プロダクトフリーランベック計算 L

小文字のアルファベットは原子論理式とする。 小文字のギリシャ文字は式 ($\varphi := a \mid \varphi/\varphi \mid \varphi \setminus \varphi$) であり大文字のギリシャ文字は式の列である。推論規則は以下。

$$\frac{}{a \Rightarrow a} \qquad \frac{\Sigma, \alpha \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \beta/\alpha} \qquad \frac{\alpha, \Sigma \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \alpha \setminus \beta}$$

$$\frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \alpha}{\Gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \alpha/\gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \Sigma, \gamma \setminus \alpha, \Delta \Rightarrow \beta}$$

カット除去定理 (Lambek 1958)

L は規則の集合とする。 $L \in \{\boldsymbol{L}, \boldsymbol{L}^{\bullet}\}; [L \vdash \Gamma \Rightarrow \alpha \iff L \setminus \{\mathrm{cut}\} \vdash \Gamma \Rightarrow \alpha]$

言語のはなし

2.3 文脈自由文法

文脈自由文法

大文字は非終端記号、小文字は終端記号とする。このとき、$A \leftarrow a, A \leftarrow BC$ で書かれる文法規則の集合を文脈自由文法とする。
(一般には、もと緩く定義できるが、チョムスキー標準形を採用する)

文脈自由言語

文法にもとづいた書き換えによって生成される終端記号の列 (文)の集まりを言語と呼び、とくに文脈自由文法にもとづく言語を文脈自由言語とよぶ。

2.4 文脈自由文法との対応

ランベック計算の体系を$\boldsymbol{L} = \{\mathrm{Ax}, \mathrm{Cut}, I/, I\setminus, /I, \setminus I\}$と表記する。

Language $\mathfrak{L}(\ell, L)$

$\mathbb{C}$ は式。ℓ は語彙$\Sigma \to \mathcal{P}(\mathbb{C})$であり$[\cdot]_i$は選択$\mathcal{P}(\mathbb{C}) \to \mathbb{C}$。言語 $\mathfrak{L}$ は以下の通り:

$$\mathfrak{L}(\ell, L, s) = \left\{w_1, w_2, \ldots, w_n \mid \exists[\cdot]_1, [\cdot]_2, \ldots, [\cdot]_n; L \vdash [\ell(w_1)]_1, [\ell(w_2)]_2, \ldots, [\ell(w_n)]_n \Rightarrow s\right\}$$

以降では煩雑さを軽減するために 選択関数の添字を無視する

Pentus 1993, 1997

$\mathfrak{L}(\ell, \boldsymbol{L}, s)$ は文脈自由言語; つまり Lは文脈自由言語 iff. $\exists\ell[L = \mathfrak{L}(\ell, \boldsymbol{L}, S)]$

言語のカット除去定理(谷口))

カット除去定理から次が直ちに導かれる。$\mathfrak{L}(\ell, L, S) = \mathfrak{L}(\ell, L \setminus \{\mathrm{cut}\}, S)$

2.5 ランベック計算と文脈自由文法の関係

目次

論理のはなし

3.1 ランベック文法の断片

ランベック計算の断片 $L(/,\backslash)$

小文字のアルファベットは原子論理式とする。小文字のギリシャ文字は式 ($\varphi := a \mid \varphi/\varphi \mid \varphi \backslash \varphi$) であり大文字のギリシャ文字は式の列である。推論規則は以下。

$$\frac{}{a \Rightarrow a} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \alpha}{\Gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \alpha/\gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \Sigma, \gamma \backslash \alpha, \Delta \Rightarrow \beta}$$

カット除去定理(Zielonka 1976)

L は規則の集合。$L \in \{\boldsymbol{L}(/,\backslash)\}; [L \vdash \Gamma \Rightarrow \alpha \iff L \setminus \{\mathrm{cut}\} \vdash \Gamma \Rightarrow \alpha]$

言語のカット除去定理(谷口))

カット除去定理から次が直ちに導かれる。$\mathfrak{L}(\ell, L, S) = \mathfrak{L}(\ell, L \setminus \{\mathrm{cut}\}, S)$

言語のはなし

3.2 線形文法

線形文法

$A \leftarrow a$, $A \leftarrow aB$, $A \leftarrow Ba$の形で書かれる文法を線形文法と呼ぶ。
もう少し緩い定義が一般的であるが、ここでは標準形として、これを採用する。
一般には、規則の両辺に非終端記号が高々一つしか表われない文法規則である。

線形文法かつ正規文法でない例

以下より線形文法は正規文法だけでなく、文脈自由文法の一部も表現している。

$$A \leftarrow aB \quad B \leftarrow Ab \quad B \leftarrow b \qquad L = \{a^n b^n | n \geq 1\}$$

文脈自由文法以下の表現力であることは定義から直ちに導かれる。

3.3 式の次数と語彙

線形文法とランベック計算の断片 (谷口)

式のうち演算子 $/, \backslash$ の数を式の次数と呼ぶ。
語彙 ℓ_1 は 語彙のうち式の次数が高々 1 のものに限定したものとする。
L は線形言語とする。このとき $\exists \ell_1; L = \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}(/, \backslash), S)$

ランベック計算の断片と制約された語彙 は線形文法である!

3.4 線形文法とランベック計算の断片の関係の証明

主張

言語 L_X は線形文法で生成される。ルートとなる非終端記号はXである。
このとき、$s \in L_X \iff s \in \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}(/, \backslash), X)$ となる語彙 ℓ_1が存在する。

言語 $\Longrightarrow$ 論理

ベースケース 長さが 1 のとき$a \in L_A$とする。文法規則は $A \leftarrow a$ である。ℓ_1 は $\ell_1(a) \ni A$ とする。
このとき $s \in \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}(/, \backslash), A)$ が成り立つ。

帰納ステップ 長さが 1 より大きいとき、文法規則の形から その文字列は $a\overline{w}$ もしくは $\overline{w}a$のどちらかに分割される。

3.4 線形文法とランベック計算の断片の関係の証明

帰納ステップ 1 長さが n のとき、$a\overline{w} \in L_A$ とする。$\overline{w}$ の長さが $n-1$ であるとする。帰納法の仮定から $\overline{w} \in L_W \implies \overline{w} \in \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}(/, \backslash), W)$。文法規則は $A \leftarrow aW$ である。ℓ_1 は $\ell_1(a) \ni A/W$ とする。

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{[\ell_1(\overline{w})] \Rightarrow W \quad A \Rightarrow A}{A/W, [\ell_1(\overline{w})] \Rightarrow A}}{[\ell_1(a)], [\ell_1(\overline{w})] \Rightarrow A}}{[\ell_1(a\overline{w})] \Rightarrow A}$$

したがって $a\overline{w} \in \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}(/, \backslash), A)$ である。

3.4 線形文法とランベック計算の断片の関係の証明

帰納ステップ 2 長さが n のとき、$\overline{w}a \in L_A$ とする。$\overline{w}$ の長さは $n-1$ である。帰納法の仮定から $\overline{w} \in L_W \implies \overline{w} \in \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}(/, \backslash), W)$。文法規則は $A \leftarrow Wa$ である。ℓ_1 は $\ell_1(a) \ni W \backslash A$ とする。

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{[\ell_1(\overline{w})] \Rightarrow W \quad A \Rightarrow A}{[\ell_1(\overline{w})], W \backslash A \Rightarrow A}}{[\ell_1(\overline{w})], [\ell_1(a)] \Rightarrow A}}{[\ell_1(\overline{w}a)] \Rightarrow A}$$

したがって $\overline{w}a \in \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}(/, \backslash), A)$ である。 $\dashv$

3.4 線形文法とランベック計算の断片の関係の証明

論理 $\Longrightarrow$ 言語

ベースケース 長さが 1 で $\boldsymbol{L}(/, \backslash) \vdash [\ell_1(a)] \Rightarrow A$ すなわち $\ell_1(a) \ni A$ である。 このとき、文法規則を$A \leftarrow a$ と置けば $a \in L_A$である。

帰納ステップ 長さが n のとき文字列 $\overline{w}$ を考える。$[\ell_1(\overline{w})] \Rightarrow A$ とする。 このとき、推論規則の形から最下段のシーケントは $A/W, \Gamma \Rightarrow A$ もしくは $\Gamma, W \setminus A \Rightarrow A$ のどちらかである。

3.4 線形文法とランベック計算の断片の関係の証明

帰納ステップ 1 $A/W, \Gamma \Rightarrow A$ とする。このとき $A \Rightarrow A$ と $\Gamma \Rightarrow W$ の二つに分け分けられる。文字列が $a\overline{w}$ の形をしているなら帰納法の仮定から語彙から $\overline{w} \in L_W$ に関する文法規則 $\mathcal{G}$ を作れてそれに $A \leftarrow aW$ を加えることができ $a\overline{w} \in L_A$

3.4 線形文法とランベック計算の断片の関係の証明

帰納ステップ 2 $\Gamma, W \setminus A \Rightarrow A$ とする。このとき $A \Rightarrow A$ と $\Gamma \Rightarrow W$ の二つに分け分けられる。文字列が $\overline{w}a$ の形をしているなら帰納法の仮定から語彙から $\overline{w} \in L_W$ に関する文法規則 $\mathcal{G}$ を作れ、それに $A \leftarrow Wa$を加えることができ $a\overline{w} \in L_A$ $\dashv$

したがってどんな文字列 $\overline{w}$ に対しても
$\overline{w} \in \mathsf{L}_X \iff \overline{w} \in \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}(/, \setminus), X)$ である。

3.5 線形文法とランベック計算

定理(言語における導入規則の許容可能性)

言語 $\mathfrak{L}(\ell_1, L(/, \backslash), S)$において右導入規則は許容可能である。

$$\frac{\Sigma, \alpha \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \beta / \alpha} \qquad \frac{\alpha, \Sigma \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \alpha \backslash \beta}$$

つまり、この規則を加えても言語が拡張されることはない。

3.5 線形文法とランベック計算

1. $\boldsymbol{L}(/, \backslash)$ に新たに 右導入規則を加えた
   普通のランベック計算 $\boldsymbol{L}$を考える
2. カットフリーの過程のみを考える
3. $\overline{s} \in \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}, S)$ に対応する証明の最下段σは
   $[\ell_1(w_1)], ..., [\ell_1(w_n)] \Rightarrow S$
4. σへ至る証明内での右導入規則を仮定。もっとも下層での右導入規則に注目
5. この右辺を α とする。$d(\alpha) \geq 1$ である

3.5 線形文法とランベック計算

6. αは以下の 4 つの方法で処理される
   1. そのまま残る (3 によって棄却される)
   2. 右導入規則 (4 によって棄却される)
   3. カット規則 (2 によって棄却される)
   4. 左導入規則に用いられる
7. 4 の場合を考える。この場合注目している式 η の次数は $d(\alpha)+1$以上となる。

3.5 線形文法とランベック計算

8. η は以下の 4 つの方法によって処理される
    1. そのまま残る (3 によって棄却される)
    2. カット規則 (2 によって棄却される)
    3. 左導入規則
9. 3 の場合、その注目した式に 7 の議論へ戻る
10. 9 のループでは、次数が単調増加する。
    しかし、これは 2 の仮定に反する。
11. したがって、 4 の仮定が棄却される。

3.5 線形文法とランベック計算

ゆえに $\overline{s} \in \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}, S)$ において 右導入規則が使われることはなく、
加えてもその言語が拡張されることはない。つまり $\mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}, S) = \mathfrak{L}(\ell_1, \boldsymbol{L}(/, \backslash), S)$。
言語上で右導入規則は許容可能 (addmissible)である。

目次

論理のはなし

4.1 ランベック文法の左断片

ランベック計算の左断片 $L(/)$

小文字のアルファベットは原子論理式とする。小文字のギリシャ文字は式 ($\varphi := a \mid \varphi/\varphi \mid \varphi \setminus \varphi$) であり大文字のギリシャ文字は式の列である。推論規則は以下。

$$\frac{}{a \Rightarrow a} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \alpha}{\Gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \alpha/\gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta}$$

カット除去定理(Zielonka 1976)の応用

$$\boldsymbol{L}(/) \vdash \Gamma \Rightarrow \alpha \iff \boldsymbol{L}(/) \setminus \{\mathrm{cut}\} \vdash \Gamma \Rightarrow \alpha$$

言語のカット除去定理(谷口))

カット除去定理から次が直ちに導かれる。$\mathfrak{L}(\ell, \boldsymbol{L}(/), S) = \mathfrak{L}(\ell, \boldsymbol{L}(/) \setminus \{\mathrm{cut}\}, S)$

言語のはなし

4.2 正規文法

左線形文法

$A \leftarrow a$, $A \leftarrow aB$の形で書かれる文法を左線形文法(正規文法)と呼ぶ。
他の定義もあるが、ここでは標準形として、これを採用する。

tips: 右線形文法

$A \leftarrow a$, $A \leftarrow Ba$の形で書かれる文法を右線形文法(正規文法)と呼ぶ。
これも正規言語を生成する。

4.3 式の次数と語彙

正規文法とランベック計算の断片(Stepan 2010)

式のうち演算子 $/, \backslash$ の数を式の次数と呼ぶ。
語彙 $\ell_{1/}$ は 語彙のうち /のみを含み次数が高々 1 のものに限定したものとする。
L は正規言語とする。このとき $\exists \ell_{1/}; L = \mathfrak{L}\left(\ell_{1/}, \boldsymbol{L}(/), S\right)$

ランベック計算の左断片と制約された語彙 は正規文法である!

4.4 正規文法とランベック計算の断片の関係の証明

主張

言語 L_X は正規文法で生成される。ルートとなる非終端記号はXである。
このとき $s \in L_X \iff s \in \mathfrak{L}\left(\ell_{1/}, \boldsymbol{L}(/), X\right)$ となる語彙 $\ell_{1/}$が存在する。

言語 $\Longrightarrow$ 論理

ベースケース 長さが 1 のとき$a \in L_A$とする。
このとき対応する文法規則は $A \leftarrow a$ である。
語彙$\ell_{1/}$ は $\ell_{1/}(a) \ni A$ とする。
このとき $s \in \mathfrak{L}\left(\ell_{1/}, \boldsymbol{L}(/), A\right)$ が成り立つ。

4.4 正規文法とランベック計算の断片の関係の証明

帰納ステップ 文法規則の形から $a\overline{w} \in L_A$ に分割される。$a\overline{w} \in L_A$ で $\overline{w}$ の長さが $n-1$ である。
仮定から $\overline{w} \in L_W \implies \overline{w} \in \mathfrak{L}\left(\ell_{1/}, \boldsymbol{L}(/), W\right)$。
対応する文法規則は $A \leftarrow aW$ である。
$\ell_{1/}$ は $\ell_{1/}(a) \ni A/W$ とする。

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{\left[\ell_{1/}(\overline{w})\right] \Rightarrow W \quad A \Rightarrow A}{A/W, \left[\ell_{1/}(\overline{w})\right] \Rightarrow A}}{\left[\ell_{1/}(a)\right], \left[\ell_{1/}(\overline{w})\right] \Rightarrow A}}{\left[\ell_{1/}(a\overline{w})\right] \Rightarrow A}$$

したがって $a\overline{w} \in \mathfrak{L}\left(\ell_{1/}, \boldsymbol{L}(/), A\right)$ である。 $\dashv$

4.4 正規文法とランベック計算の断片の関係の証明

論理 $\Longrightarrow$ 言語

ベースケース 長さが 1 で $\boldsymbol{L}(/) \vdash \left[\ell_{1/}(a)\right] \Rightarrow A$
すなわち $\ell_{1/}(a) \ni A$ である。このとき、文法規則を $A \leftarrow a$ と置けば $a \in L_A$ である。

4.4 正規文法とランベック計算の断片の関係の証明

帰納ステップ 長さが n のとき文字列 $\overline{w}$ を考える。
$\left[\ell_{1/}(\overline{w})\right] \Rightarrow A$ とする。 このとき、推論規則の形から最下段のシーケントは $A/W, \Gamma \Rightarrow A$である。
このとき $A \Rightarrow A$ と $\Gamma \Rightarrow W$ の二つに分け分けられる。 文字列が $a\overline{w}$ の形であり帰納法の仮定から語彙から $\overline{w} \in L_W$に関する文法規則 $\mathcal{G}$ を作り、
$A \leftarrow aW$を加えて $a\overline{w} \in L_A$ $\dashv$

したがってどんな文字列 $\overline{w}$ に対しても、
$\overline{w} \in \mathsf{L}_X \Longleftrightarrow \overline{w} \in \mathfrak{L}\left(\ell_{1/}, \boldsymbol{L}(/, \backslash), X\right)$ である。

4.5 正規文法とランベック計算

定理(言語における導入規則の許容可能性)

言語 $\mathfrak{L}(\ell_1, L(/), S)$において以下の導入規則は許容可能である。

$$\frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \Sigma, \gamma \setminus \alpha, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Sigma, \alpha \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \beta / \alpha} \qquad \frac{\alpha, \Sigma \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \alpha \setminus \beta}$$

つまり、これらの規則を加えても言語が拡張されることはない。

4.5 正規文法とランベック計算

1. $\boldsymbol{L}(/)$ に新たに 右導入規則を加えた普通のランベック計算 $\boldsymbol{L}$を考える
2. カットフリーの過程のみを考える
3. $\overline{s} \in \mathfrak{L}\left(\ell_{1/}, \boldsymbol{L}, S\right)$ に対応する証明の最下段σは $\left[\ell_{1/}(w_1)\right], ..., \left[\ell_{1/}(w_n)\right] \Rightarrow S$
4. σへ至る証明で $\backslash$ の 左導入則を仮定する。

4.5 正規文法とランベック計算

5. 続く証明では以下のケースが考えられる
    1. そのまま残る (3 によって棄却される)
    2. カット規則(2 によって棄却される)
    3. 左導入規則
6. 3 の場合 5 の議論を続ける。しかし、次数が単調増加し 3 によって棄却される
7. よって 4 の仮定は棄却される。

よって、$\boldsymbol{L}(/, \backslash)$に膨らましても言語は同じ。
さらに、線形文法と同様の議論で$\boldsymbol{L}$でも同じ。

4.6 小まとめ

- ランベック計算 + 無制限の語彙 は 文脈自由文法
- ランベック計算 + 次数 1 の語彙は 線形文法 (New?)
- ランベック計算 + 次数 1 で $/$ のみの語彙は 正規文法
- ランベック計算 + 次数 1 で $\backslash$ のみの語彙は 正規文法 (同様に示せる)

目次

5. おまけ: 古典論理への埋め込みがしたいです。

ランベック計算

$$\frac{}{a \Rightarrow a} \qquad \frac{\Sigma, \alpha \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \beta / \alpha} \qquad \frac{\alpha, \Sigma \Rightarrow \beta}{\Sigma \Rightarrow \alpha \setminus \beta}$$

$$\frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \alpha}{\Gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \alpha / \gamma, \Sigma, \Delta \Rightarrow \beta} \qquad \frac{\Gamma, \alpha, \Delta \Rightarrow \beta \quad \Sigma \Rightarrow \gamma}{\Gamma, \Sigma, \gamma \setminus \alpha, \Delta \Rightarrow \beta}$$

ランベック計算の原子論理式に添字を加えると次の同値関係が導かれる (?)

$$\exists \Delta \preccurlyeq \Gamma; \boldsymbol{L} \vdash \Delta \Rightarrow \alpha \quad \Longleftrightarrow \quad \mathrm{LK} \vdash {\llcorner\!\lrcorner} \Rightarrow [\![\Gamma \Rightarrow \alpha]\!]$$

$$[\![\alpha_1, \ldots, \alpha_n \Rightarrow \beta]\!] := [\![\alpha_1]\!]_1 \wedge \ldots \wedge [\![\alpha_n]\!]_n \to [\![\beta]\!]_1 \vee \ldots \vee [\![\beta]\!]_n$$

$$[\![\alpha / \beta]\!]_i := [\![\beta]\!]_{i+1} \to [\![\alpha]\!]_i \qquad [\![\alpha \setminus \beta]\!]_i := [\![\alpha]\!]_{i-1} \to [\![\beta]\!]_i \qquad [\![a]\!]_i := a_i$$

目次

6. まとめ

- ランベック計算 + 無制限の語彙 は 文脈自由文法
- ランベック計算 + 次数 1 の語彙は 線形文法 (New!)
- ランベック計算 + 次数 1 で/のみの語彙は 正規文法
- ランベック計算 + 次数 1 で\のみの語彙は 正規文法
- ランベック計算を古典論理上でシミュレーションする方法を模索中