

Uma formalização da interpretação modal do sistema intuicionista

Elían Babireski

2024

Resumo

Resumo aqui.

Sumário

1	Introdução	3
1.1	Justificativa	4
1.2	Metas	4
1.3	Estruturação	4
2	Fundamentação	5
2.1	Sistemas	5
2.2	Traduções	7
2.3	Provadores	7
3	Sistemas	8
3.1	Intuicionista	8
3.2	Modal	9
3.3	Metateoremas	10
3.4	Derivações	13
3.5	Dualidades	17
4	Traduções	19
4.1	Definições	19
4.2	Corretude	24
4.3	Compleitude	27

«‹Oh, you can't help that,› said the Cat:
‹we're all mad here. I'm mad. You're
mad.› ‹How do you know I'm mad?› said
Alice. ‹You must be,› said the Cat, ‹or you
wouldn't have come here.›»

— Lewis Carroll, *Alice in Wonderland*

1. Introdução

As lógicas modais consistem em um conjunto de extensões da lógica clássica que contam com a adição de um ou mais operadores, chamados modalidades, que qualificam sentenças. No caso do sistema **S4**, são adicionadas as modalidades de necessidade (\Box) e possibilidade (\Diamond) em conjunto à regra da necessitação¹ e os axiomas **T**: $\Box(A \rightarrow B) \rightarrow \Box A \rightarrow \Box B$, **T**: $\Box A \rightarrow A$ e **4**: $\Box A \rightarrow \Box \Box A$ (Troelstra and Schwichtenberg, 2000). Ademais, pode-se derivar nesse sistema, por meio da dualidade entre as modalidades², sentenças duais aos axiomas **T** e **4**, sendo elas **T** $_{\Diamond}$: $A \rightarrow \Diamond A$ e **4** $_{\Diamond}$: $\Diamond \Diamond A \rightarrow \Diamond A$, respectivamente Zach (2024).

As mônadas ganharam destaque na área de linguagens de programação desde que Moggi (1991) formalizou uma metalinguagem que faz uso dessas estruturas para modelar noções de computação — como parcialidade, não-determinismo, exceções e continuações — de uma maneira puramente funcional. Pode-se notar uma grande semelhança entre as sentenças **T** $_{\Diamond}$ e **4** $_{\Diamond}$ e as transformações naturais monádicas $\eta : 1_C \rightarrow T$ e $\mu : T^2 \rightarrow T$, respectivamente. Nesse sentido, Pfenning and Davies (2001) demonstraram que se pode traduzir essa metalinguagem para o sistema **S4** da lógica modal, pelo qual se torna interessante analisar esse sistema como uma linguagem de programação sob a ótica do isomorfismo de Curry-Howard.

Troelstra and Schwichtenberg (2000) apresentam duas traduções equivalentes da lógica intuicionista para o sistema **S4** da lógica modal, sendo um deles correspondente a uma abordagem *call-by-name* e outra a um abordagem *call-by-value*. Tais traduções possuem grande similaridade com as traduções da lógica intuicionista para a lógica linear definidas por Girard (1987). Essas traduções equivalem à tradução por negação dupla que, por sua vez, equivalem a traduções *continuation-passing style* (CPS) em compiladores por meio do isomorfismo de Curry-Howard (Reynolds, 1993), o que torna esse tema interessante no ponto de vista de compilação.

Durante grande parte da história, provas lógicas e matemáticas eram validadas manualmente pela comunidade acadêmica, o que muitas vezes — a depender do tamanho e complexidade da prova — se mostrava ser um trabalho complexo e sujeito a erros. Hoje em dia, existem *softwares* chamados assistentes de provas que permitem verificar — graças ao isomorfismo de Curry-Howard — a corretude de provas (Chlipala, 2022). O assistente de provas que será usado neste trabalho é o Coq, que utiliza o cálculo de construções indutivas e um conjunto axiomático

¹Se $\vdash A$ então $\vdash \Box A$

² $\Diamond A \equiv \neg \Box \neg A$

pequeno para permitir a escrita de provas simples e intuitivas ?.

Este trabalho será uma continuação do desenvolvimento da biblioteca de lógica modal no assistente de provas Coq feito em ? e posteriormente expandido de forma a permitir a fusão de lógicas modais em ?. Uma formalização similar de traduções de lógicas foi feito em ?, porém, neste caso, das lógicas clássica e intuicionista para a lógica linear.

1.1 Justificativa

1.2 Metas

1.3 Estruturação

2. Fundamentação

2.1 Sistemas

Conforme visto, as noções de sistema variam entre diferentes autores e permanece um campo em aberto. Para as necessidades deste trabalho, usaremos a definição proposta por Béziau (1994), uma vez que se trata de uma definição simples e que, portanto, não traz elementos irrelevantes aos intuítos deste trabalho.

Definição 1 (Sistema). *Um sistema consiste num par $\mathbf{L} = \langle \mathcal{L}, \vdash \rangle$, onde \mathcal{L} consiste em um conjunto e $\vdash : \wp(\mathcal{L}) \times \mathcal{L}$ em uma relação sobre o produto cartesiano do conjunto das partes de \mathcal{L} e o conjunto \mathcal{L} em si, sem demais condições.* \square

Conforme Béziau (1994) aponta, a *qualidade* e *quantidade* dos elementos de \mathbf{L} não são especificados, portanto sendo esta uma definição de grande generalidade. Deste modo, a relação \vdash pode ser tanto uma relação de *dedução* — definida sintaticamente — quanto uma relação de *satisfação* — definida semanticamente. Neste trabalho, serão abordados apenas sistemas definidos sobre relações de dedução. Cabe destacar, entretanto, que nada impede a tradução entre sistemas definidos sobre relações de satisfação, como veremos futuramente.

Ainda, com base no escopo deste trabalho, restringiremos a definição do conjunto \mathcal{L} a um conjunto de *sentenças proposicionais bem-formadas* — doravante ocasionalmente chamadas apenas de sentenças. Estas sentenças, neste trabalho representadas por letras gregas em caixa-baixa, podem ser geradas indutivamente a partir de uma assinatura proposicional — que consiste em um conjunto de letras proposicionais e um conjunto de operadores com suas aridades —, conforme definido abaixo. Conjuntos de sentenças serão representados por letras gregas em caixa-alta.

Definição 2 (Assinatura). *Uma assinatura consiste num conjunto letras proposicionais — que podem ser valoradas como verdadeiras ou falsas — e num conjunto de operadores e suas aridades correspondentes.* \square

Tendo-se a uma assinatura proposicional, podemos definir o conjunto \mathcal{L} de um sistema — chamado de linguagem — indutivamente. Nesta definição, primeiramente definimos todas as letras proposicionais e operadores de aridade zero como pertencentes ao conjunto e, em seguida, aplicamos recursivamente as sentenças aos operadores de aridade não-nula

Definição 3 (Sentença). *Seja $\langle \mathcal{P}, \mathcal{C} \rangle$ uma assinatura proposicional. Uma sentença proposicional consiste em qualquer um dos elementos do conjunto \mathcal{L} , sendo este o menor conjunto induzido a partir das seguintes regras:*

$$\mathcal{P} \subseteq \mathcal{L}$$

$$\text{Se } \bullet^0 \in \mathcal{C}, \text{ então } \bullet^0 \in \mathcal{L}$$

$$\text{Se } \bullet^n \in \mathcal{C} \text{ e } \{\varphi_i \mid 0 < i \leq n\} \subseteq \mathcal{L}, \text{ então } \bullet^n \langle \varphi_i \mid 0 < i \leq n \rangle \subseteq \mathcal{L}. \quad \square$$

Tendo definidas as noções de assinatura e sentença, pode-se definir a noção de profundidade de uma sentença. Esta noção, em termos simples, consiste no comprimento do maior ramo da construção de uma sentença. A definição abaixo provida consiste numa generalização da definição dada por [Troelstra and Schwichtenberg \(2000\)](#). Usaremos essa definição futuramente para provar propriedades por meio de indução sobre a profundidade da sentença.

Definição 4 (Profundidade). *Seja $\mathbf{A} = \langle \mathcal{L}, \vdash \rangle$ um sistema, $\alpha \in \mathcal{L}$ uma sentença e \bullet^n um operador de aridade $n \in \mathbb{N}$ que consta na assinatura que define \mathcal{L} . Pode-se definir a profundidade $|\alpha|$ de α recursivamente da seguinte maneira:*

$$|a| := 0$$

$$|\bullet^0| := 0$$

$$|\bullet^n \langle \varphi_i \mid i \leq n \rangle| := \max \{|\varphi_i| \mid i \leq n\} + 1. \quad \square$$

Definição 5 (Esquema). *Um esquema consiste em um padrão com metavaríaveis que permitem representar um conjunto, geralmente infinito, de sentenças.* \square

Definição 6 (Regra). *Uma regra de dedução consiste num par $\langle \Gamma, \alpha \rangle$, sendo Γ um conjunto de sentenças chamadas de premissas e α uma sentença chamada conclusão.* \square

Definição 7 (Axiomatização). *Um sistema de Hilbert para um sistema $\mathbf{L} = \langle \mathcal{L}, \vdash \rangle$ consiste em um par $\mathcal{H} = \langle \mathcal{A}, \mathcal{R} \rangle$, sendo \mathcal{A} um conjunto de esquemas axiomas e \mathcal{R} um conjunto de regras de dedução.*

$$\mathbf{A} \quad \text{Se } \alpha \in \mathcal{A}, \text{ então } \Gamma \vdash \alpha$$

$$\mathbf{P} \quad \text{Se } \alpha \in \Gamma, \text{ então } \Gamma \vdash \alpha$$

$$\mathbf{E} \quad \text{Se } \vdash \alpha, \text{ então } \Gamma \vdash \alpha. \quad \square$$

Definição 8 (Dedução). *Uma dedução de $\Gamma \vdash \alpha$ consiste numa sucessão de sentenças $\langle \varphi_i \mid 1 \leq i \leq n \rangle$ de modo que $\varphi_n = \alpha$ e cada sentença φ_i foi gerada a partir*

da aplicação de uma regra a axiomas, premissas ou sentenças anteriores. \square

2.2 Traduções

Traduções entre sistemas consistem em funções que mapeiam sentenças de um sistema a sentenças de outro sistema garantindo certas propriedades. As propriedades a serem garantidas variam e ainda são discutidas na literatura, deixando a definição exata de tradução — assim como houve com a definição de sistema — varie de acordo com a predileção e as necessidades de cada autor. Nesta seção, serão abordadas historicamente noções de tradução entre sistemas, bem como serão definidos e nomeados os conceitos de tradução que serão usados no restante deste trabalho.

Definição 9 (Tradução). *Uma sentença φ de um sistema $\mathbf{A} = \langle \mathcal{L}_{\mathbf{A}}, \vdash_{\mathbf{A}} \rangle$ pode ser traduzida a uma sentença φ^* em um sistema $\mathbf{B} = \langle \mathcal{L}_{\mathbf{B}}, \vdash_{\mathbf{B}} \rangle$ caso exista uma função $\bullet^* : \mathcal{L}_{\mathbf{A}} \rightarrow \mathcal{L}_{\mathbf{B}}$ que garanta que $\Gamma \vdash_{\mathbf{A}} \varphi \Leftrightarrow \Gamma^* \vdash_{\mathbf{B}} \varphi^*$. \square*

Notação. *Seja $\Gamma \in \wp(\mathcal{L}_{\mathbf{A}})$ um conjunto de sentenças bem-formadas e $\bullet^* : \mathcal{L}_{\mathbf{A}} \rightarrow \mathcal{L}_{\mathbf{B}}$ uma tradução. Γ^* denota o conjunto $\{\alpha^* \mid \alpha \in \Gamma\} \in \wp(\mathcal{L}_{\mathbf{B}})$, ou seja, a aplicação da tradução a todos os elementos do conjunto. \square*

Definição 10 (\bullet^\neg). *Define-se a tradução \bullet^\neg indutivamente da seguinte maneira:*

$$\begin{aligned} p^\neg &:= \neg\neg p \\ \perp^\neg &:= \perp \\ (\varphi \wedge \psi)^\neg &:= \neg\neg(\varphi^\neg \wedge \psi^\neg) \\ (\varphi \vee \psi)^\neg &:= \neg\neg(\varphi^\neg \vee \psi^\neg) \\ (\varphi \rightarrow \psi)^\neg &:= \neg\neg(\varphi^\neg \rightarrow \psi^\neg) \end{aligned} \quad \square$$

2.3 Provadores

3. Sistemas

3.1 Intuicionista

Definição 11 (\mathcal{L}_I). *A linguagem do sistema intuicionista, denotada \mathcal{L}_I , consiste no menor conjunto induzido a partir das seguintes regras:*

$$\perp \in \mathcal{L}_I$$

$$\mathcal{P} \subseteq \mathcal{L}_I$$

$$\alpha, \beta \in \mathcal{L}_I \Rightarrow \alpha \circ \beta \in \mathcal{L}_I, \text{ para } \circ \in \{\wedge, \vee, \rightarrow\}.$$

□

Notação. *Serão usadas as seguintes abreviações:*

$$\top := \perp \rightarrow \perp$$

$$\neg \alpha := \alpha \rightarrow \perp$$

$$\alpha \leftrightarrow \beta := (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\beta \rightarrow \alpha)$$

Definição 12. *A axiomatização do sistema intuicionista consiste no conjunto de esquemas de axiomas $\mathcal{A} = \{\mathbf{A}_i \mid i \in [1, 8] \vee i = \perp\}$ e no conjunto de regras $\mathcal{R} = \{\mathbf{R}_1\}$, definidos abaixo:*

$$\mathbf{A}_1 \quad \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha$$

$$\mathbf{A}_2 \quad (\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma)$$

$$\mathbf{A}_3 \quad \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha \wedge \beta$$

$$\mathbf{A}_4 \quad \alpha \wedge \beta \rightarrow \alpha$$

$$\mathbf{A}_5 \quad \alpha \wedge \beta \rightarrow \beta$$

$$\mathbf{A}_6 \quad \alpha \rightarrow \alpha \vee \beta$$

$$\mathbf{A}_7 \quad \beta \rightarrow \alpha \vee \beta$$

$$\mathbf{A}_8 \quad (\alpha \rightarrow \gamma) \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \vee \beta \rightarrow \gamma)$$

$$\mathbf{A}_\perp \quad \perp \rightarrow \alpha$$

$$\mathbf{R}_1 \quad \text{Se } \Gamma \vdash \alpha \text{ e } \Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta, \text{ então } \Gamma \vdash \beta.$$

□

Chamaremos \mathbf{R}_1 de *regra da separação*.

3.2 Modal

BABIRESKI: Blackburn et al. (2001) traz uma visão da evolução dos sistemas modais.

Definição 13 (\mathcal{L}_M). *A linguagem dos sistemas modais, denotada \mathcal{L}_M , consiste no menor conjunto induzido a partir das seguintes regras:*

$$\begin{aligned} \perp &\in \mathcal{L}_M \\ \mathcal{P} &\subseteq \mathcal{L}_M \\ \alpha \in \mathcal{L}_M &\Rightarrow \Box \alpha \in \mathcal{L}_M \\ \alpha, \beta \in \mathcal{L}_M &\Rightarrow \alpha \circ \beta \in \mathcal{L}_M, \text{ para } \circ \in \{\wedge, \vee, \rightarrow\}. \end{aligned} \quad \square$$

Notação. *Serão usadas as seguintes abreviações:*

$$\begin{aligned} \top &:= \perp \rightarrow \perp \\ \neg \alpha &:= \alpha \rightarrow \perp \\ \Diamond \alpha &:= \neg \Box \neg \alpha \\ \alpha \rightarrow \beta &:= \Box(\alpha \rightarrow \beta) \\ \alpha \leftrightarrow \beta &:= (\alpha \rightarrow \beta) \wedge (\beta \rightarrow \alpha) \end{aligned}$$

Notação. *Seja $\Gamma \in \wp(\mathcal{L}_M)$ um conjunto de sentenças bem-formadas. $\Box \Gamma$ denota o conjunto $\{\Box \alpha \mid \alpha \in \Gamma\} \in \wp(\mathcal{L}_M)$, ou seja, a prefixação da negação a todos os elementos do conjunto.*

Definição 14. *A axiomatização do sistema modal consiste no conjunto de esquemas de axiomas $\mathcal{A} = \{\mathbf{A}_i \mid i \in [1, 8] \vee i = \neg\} \cup \{\mathbf{B}_1, \mathbf{B}_2, \mathbf{B}_3\}$ e no conjunto de regras*

$\mathcal{R} = \{\mathbf{R}_1, \mathbf{R}_2\}$, definidos abaixo:

- \mathbf{A}_1 $\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha$
- \mathbf{A}_2 $(\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma)$
- \mathbf{A}_3 $\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha \wedge \beta$
- \mathbf{A}_4 $\alpha \wedge \beta \rightarrow \alpha$
- \mathbf{A}_5 $\alpha \wedge \beta \rightarrow \beta$
- \mathbf{A}_6 $\alpha \rightarrow \alpha \vee \beta$
- \mathbf{A}_7 $\beta \rightarrow \alpha \vee \beta$
- \mathbf{A}_8 $(\alpha \rightarrow \gamma) \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \vee \beta \rightarrow \gamma)$
- \mathbf{A}_{\neg} $\neg\neg\alpha \rightarrow \alpha$
- \mathbf{B}_1 $\Box(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \Box\alpha \rightarrow \Box\beta$
- \mathbf{B}_2 $\Box\alpha \rightarrow \alpha$
- \mathbf{B}_3 $\Box\alpha \rightarrow \Box\Box\alpha$
- \mathbf{R}_1 Se $\Gamma \vdash \alpha$ e $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$, então $\Gamma \vdash \beta$
- \mathbf{R}_2 Se $\vdash \alpha$, então $\Gamma \vdash \Box\alpha$. □

BABIRESKI: Falar aqui sobre como a axiomatização consiste nos esquemas clássicos mais os esquemas modais. A definição das regras de dedução em relação a conjuntos de sentenças baseia-se tanto em Troelstra and Schwichtenberg (2000) como em Hakli and Negri (2012). Ao decorrer do texto, ocasionalmente chamaremos \mathbf{R}_1 de regra da separação e \mathbf{R}_2 de regra da necessitação.

3.3 Metateoremas

Nesta seção apresentaremos alguns teoremas para os sistemas modais que permitirão simplificar muito as provas apresentadas no decorrer deste trabalho. Primeiramente, provaremos a regra da dedução \mathbf{T}_1 com base na prova apresentada por Hakli and Negri (2012). Pequenas alterações na prova foram feitas para garantir a adequação com a axiomatização provida na definição \mathbf{D}_{14} .

Teorema 1. Se $\Gamma \cup \{\alpha\} \vdash \beta$, então $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$.

Demonstração. Prova por indução forte sobre o tamanho da sucessão de dedução¹. Assim, suponhamos que o teorema da dedução valha para qualquer sucessão dedu-

¹Note que, para a indução forte, não se faz preciso provar nenhuma base (Velleman, 2019).

ção de tamanho $n < k$. Demonstraremos, analisando-se os casos, que o teorema da dedução vale para sucessões de dedução de tamanho $n = k + 1$.

CASO 1. Se a linha derradeira da sucessão de dedução que prova $\Gamma \cup \{\alpha\} \vdash \beta$ tenha sido a evocação de alguma premissa, sabe-se que $\beta \in \Gamma \cup \{\alpha\}$. Deste modo, existem outros dois casos a serem analisados.

CASO 1.1. Se a linha derradeira da sucessão de dedução que prova $\Gamma \cup \{\alpha\} \vdash \beta$ tenha sido a evocação de alguma premissa, sabe-se que existe alguma premissa $\mathbf{P}_\beta \in \Gamma$ igual a β . Deste modo, podemos demonstrar que $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$ pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\Gamma \vdash \beta$	\mathbf{P}_β
2	$\Gamma \vdash \beta \rightarrow \alpha \rightarrow \beta$	\mathbf{A}_1
3	$\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$	$\mathbf{R}_1 \{1, 2\}$.

CASO 1.2. Se a linha derradeira da sucessão de dedução que prova $\Gamma \cup \{\alpha\} \vdash \beta$ tenha sido a evocação da premissa α , sabe-se que $\beta = \alpha$. Deste modo, basta demonstrar que $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \alpha$ o que consiste num enfraquecimento do lema \mathbf{L}_1 .

CASO 2. Se a linha derradeira da sucessão de dedução que prova $\Gamma \cup \{\alpha\} \vdash \beta$ tenha sido a evocação de algum axioma, sabe-se que existe algum esquema $\mathbf{A}_\beta \in \mathcal{A}$ que gera β . Deste modo, podemos demonstrar que $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$ pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\Gamma \vdash \beta$	\mathbf{A}_β
2	$\Gamma \vdash \beta \rightarrow \alpha \rightarrow \beta$	\mathbf{A}_1
3	$\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$	$\mathbf{R}_1 \{1, 2\}$.

CASO 3. Se a linha derradeira da sucessão de dedução que prova $\Gamma \cup \{\alpha\} \vdash \beta$ tenha sido gerada pela aplicação da regra da necessitação a uma linha anterior, sabe-se que $\beta = \Box\varphi$ e que $\mathbf{H}_1 = \varphi$. Deste modo, podemos demonstrar que $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \Box\varphi$ pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\vdash \varphi$	\mathbf{H}_1
---	------------------	----------------

2	$\Gamma \vdash \Box\varphi$	$\mathbf{R_2} \{1\}$
3	$\Gamma \vdash \Box\varphi \rightarrow \alpha \rightarrow \Box\varphi$	$\mathbf{A_1}$
4	$\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \Box\varphi$	$\mathbf{R_1} \{2, 3\}$.

CASO 4. Seja a sentença $\varphi_n = \beta$ gerada pela aplicação da regra da separação a duas sentenças φ_i e φ_j com $i < j < n$. Assumiremos, sem perda de generalidade, que $\varphi_j = \varphi_i \rightarrow \varphi_n$. Assim, pela premissa da indução temos que $\mathbf{H_1} = \alpha \rightarrow \varphi_i$ e que $\mathbf{H_2} = \alpha \rightarrow \varphi_i \rightarrow \varphi_n$. Deste modo, podemos demonstrar que $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \Box\varphi$ pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \varphi_j$	$\mathbf{H_1}$
2	$\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \varphi_j \rightarrow \beta$	$\mathbf{H_2}$
3	$\Gamma \vdash (\alpha \rightarrow \varphi_j \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \varphi_j) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta)$	$\mathbf{A_2}$
4	$\Gamma \vdash (\alpha \rightarrow \varphi_j) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta)$	$\mathbf{R_1} \{2, 3\}$
5	$\alpha \rightarrow \beta$	$\mathbf{R_1} \{1, 4\}$.

□

Teorema 2. Se $\Box\Gamma \vdash \alpha$, então $\Box\Gamma \vdash \Box\alpha$.

Demonstração. Prova por indução fraca sobre o tamanho n do conjunto $\Box\Gamma$ (Troelstra and Schwichtenberg, 2000). A prova consiste em dois casos: um para a base da indução e outro para o passo da indução.

CASO 1. Para a base, consideraremos que $\Box\Gamma = \emptyset$ — ou seja, que possui tamanho $n = 0$. Assim, sabemos que $\Box\Gamma \vdash \alpha$ e, portanto, que existe uma sucessão de dedução $\langle \varphi_i \mid 0 \leq i \leq n \rangle$ com $\varphi_n = \alpha$. Pode-se demonstrar que $\vdash \Box\alpha$ trivialmente pela aplicação da regra da necessitação $\mathbf{R_2}$ sobre a sentença φ_n .

CASO 2. Para o passo, suponhamos que a generalização da regra da necessitação valha para qualquer conjunto $\Box\Gamma$ de tamanho $n = k$. Demonstraremos, pela sucessão de dedução apresentada abaixo, que a generalização da regra da necessitação vale para conjuntos $\Box\Gamma$ de tamanho $n = k + 1$.

1	$\Box\Gamma \cup \{\Box\alpha\} \vdash \beta$
---	---

2	$\Box\Gamma \vdash \Box\alpha \rightarrow \beta$
3	$\Box\Gamma \vdash \Box(\Box\alpha \rightarrow \beta)$
4	$\Box\Gamma \vdash \Box(\Box\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \Box\Box\alpha \rightarrow \Box\beta$
5	$\Box\Gamma \vdash \Box\Box\alpha \rightarrow \Box\beta$
6	$\Box\Gamma \vdash \Box\alpha \rightarrow \Box\Box\alpha$
7	$\Box\Gamma \vdash (\Box\alpha \rightarrow \Box\Box\alpha) \rightarrow (\Box\Box\alpha \rightarrow \Box\beta) \rightarrow \Box\alpha \rightarrow \Box\beta$
8	$\Box\Gamma \vdash (\Box\Box\alpha \rightarrow \Box\beta) \rightarrow \Box\alpha \rightarrow \Box\beta$
9	$\Box\Gamma \vdash \Box\alpha \rightarrow \Box\beta$
10	$\Box\Gamma \cup \{\Box\alpha\} \vdash \Box\alpha$
11	$\Box\Gamma \cup \{\Box\alpha\} \vdash \Box\alpha \rightarrow \Box\beta$
12	$\Box\Gamma \cup \{\Box\alpha\} \vdash \Box\beta$

□

Uma vez provada a generalização da regra da implicação, a prova da regra da dedução estrita — conforme descrito por [Marcus \(1946, 1953\)](#) — torna-se trivial, como pode ser visto abaixo. Esta regra derivada permite simplificar as provas de corretude das traduções, uma vez que uma das traduções que serão apresentadas mapeia implicações materiais do sistema intuicionista em implicações estritas.

Teorema 3. *Se $\Box\Gamma \cup \{\alpha\} \vdash \beta$, então $\Box\Gamma \vdash \Box(\alpha \rightarrow \beta)$.*

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\Box\Gamma \cup \{\alpha\} \vdash \beta$	H₁
2	$\Box\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$	T₁ {1}
3	$\Box\Gamma \vdash \Box(\alpha \rightarrow \beta)$	T₂ {2}. □

3.4 Derivações

Nesta seção serão apresentadas diversas derivações feitas a partir da axiomatização do sistema modal que servirão de lemas para a prova de teoremas futuros neste trabalho.

Lema 1. $\vdash \alpha \rightarrow \alpha$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\vdash \alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha$	\mathbf{A}_1
2	$\vdash \alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha$	\mathbf{A}_1
3	$\vdash (\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha$	\mathbf{A}_2
4	$\vdash (\alpha \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha \rightarrow \alpha$	$\mathbf{R}_1 \{2, 3\}$
5	$\vdash \alpha \rightarrow \alpha$	$\mathbf{R}_1 \{1, 4\}. \quad \square$

Lema 2. $\vdash \perp \rightarrow \alpha$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\{\perp\} \vdash \perp$	\mathbf{P}_1
2	$\{\perp\} \vdash \perp \rightarrow (\alpha \rightarrow \perp) \rightarrow \perp$	\mathbf{A}_1
3	$\{\perp\} \vdash \neg\neg\alpha$	$\mathbf{R}_1 \{1, 2\}$
4	$\{\perp\} \vdash \neg\neg\alpha \rightarrow \alpha$	\mathbf{A}_{\neg}
5	$\{\perp\} \vdash \alpha$	$\mathbf{R}_1 \{3, 4\}$
6	$\vdash \perp \rightarrow \alpha$	$\mathbf{T}_1 \{5\}. \quad \square$

Lema 3. $\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha)$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\{\alpha \rightarrow \beta, \neg\beta\} \vdash \beta \rightarrow \perp$	\mathbf{P}_2
2	$\{\alpha \rightarrow \beta, \neg\beta\} \vdash (\beta \rightarrow \perp) \rightarrow \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \perp)$	\mathbf{A}_1
3	$\{\alpha \rightarrow \beta, \neg\beta\} \vdash \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \perp$	$\mathbf{R}_1 \{1, 2\}$
4	$\{\alpha \rightarrow \beta, \neg\beta\} \vdash (\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \perp) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \perp)$	\mathbf{A}_2
5	$\{\alpha \rightarrow \beta, \neg\beta\} \vdash \alpha \rightarrow \beta$	\mathbf{P}_1
6	$\{\alpha \rightarrow \beta, \neg\beta\} \vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \perp)$	$\mathbf{R}_1 \{3, 4\}$
7	$\{\alpha \rightarrow \beta, \neg\beta\} \vdash \neg\alpha$	$\mathbf{R}_1 \{5, 6\}$

8	$\{\alpha \rightarrow \beta\} \vdash \neg\beta \rightarrow \neg\alpha$	$\mathbf{T}_1 \{7\}$	
9	$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg\alpha)$	$\mathbf{T}_1 \{8\}$	\square

Lema 4. $\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma) \rightarrow \alpha \rightarrow \beta \wedge \gamma$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\{\alpha \rightarrow \beta, \alpha \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \alpha$	\mathbf{P}_3	
2	$\{\alpha \rightarrow \beta, \alpha \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \alpha \rightarrow \beta$	\mathbf{P}_1	
3	$\{\alpha \rightarrow \beta, \alpha \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \beta$	$\mathbf{R}_1 \{1, 2\}$	
4	$\{\alpha \rightarrow \beta, \alpha \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \alpha \rightarrow \gamma$	\mathbf{P}_2	
5	$\{\alpha \rightarrow \beta, \alpha \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \gamma$	$\mathbf{R}_1 \{1, 4\}$	
6	$\{\alpha \rightarrow \beta, \alpha \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \beta \rightarrow \gamma \rightarrow \beta \wedge \gamma$	\mathbf{A}_3	
7	$\{\alpha \rightarrow \beta, \alpha \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \gamma \rightarrow \beta \wedge \gamma$	$\mathbf{R}_1 \{3, 6\}$	
8	$\{\alpha \rightarrow \beta, \alpha \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \beta \wedge \gamma$	$\mathbf{R}_1 \{5, 7\}$	
9	$\{\alpha \rightarrow \beta, \alpha \rightarrow \gamma\} \vdash \alpha \rightarrow \beta \wedge \gamma$	$\mathbf{T}_1 \{8\}$	
10	$\{\alpha \rightarrow \beta\} \vdash (\alpha \rightarrow \gamma) \rightarrow \alpha \rightarrow \beta \wedge \gamma$	$\mathbf{T}_1 \{9\}$	
11	$\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma) \rightarrow \alpha \rightarrow \beta \wedge \gamma$	$\mathbf{T}_1 \{10\}$	\square

Lema 5. $\vdash \Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\alpha \wedge \Box\beta$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\vdash \alpha \wedge \beta \rightarrow \alpha$	\mathbf{A}_4	
2	$\vdash \Box(\alpha \wedge \beta \rightarrow \alpha)$	$\mathbf{R}_2 \{1\}$	
3	$\vdash \Box(\alpha \wedge \beta \rightarrow \alpha) \rightarrow (\Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\alpha)$	\mathbf{B}_1	
4	$\vdash \Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\alpha$	$\mathbf{R}_1 \{2, 3\}$	
5	$\vdash \alpha \wedge \beta \rightarrow \beta$	\mathbf{A}_5	
6	$\vdash \Box(\alpha \wedge \beta \rightarrow \beta)$	$\mathbf{R}_2 \{5\}$	

7	$\vdash \Box(\alpha \wedge \beta \rightarrow \beta) \rightarrow (\Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\beta)$	\mathbf{B}_1
8	$\vdash \Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\beta$	$\mathbf{R}_1 \{6, 7\}$
9	$\vdash (\Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\alpha) \rightarrow (\Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\beta) \rightarrow \Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\alpha \wedge \Box\beta$	\mathbf{L}_4
10	$\vdash (\Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\beta) \rightarrow \Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\alpha \wedge \Box\beta$	$\mathbf{R}_1 \{4, 9\}$
11	$\vdash \Box(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \Box\alpha \wedge \Box\beta$	$\mathbf{R}_1 \{6, 9\}$

Lema 6. $\vdash \Box\alpha \wedge \Box\beta \rightarrow \Box(\alpha \wedge \beta)$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\{\Box\alpha \wedge \Box\beta\} \vdash \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha \wedge \beta$	\mathbf{A}_3	
2	$\{\Box\alpha \wedge \Box\beta\} \vdash \Box\alpha \wedge \Box\beta \rightarrow \Box\alpha$	\mathbf{A}_4	
3	$\{\Box\alpha \wedge \Box\beta\} \vdash \Box\alpha \rightarrow \alpha$		
4	$\{\Box\alpha \wedge \Box\beta\} \vdash \Box\alpha \wedge \Box\beta \rightarrow \Box\beta$	\mathbf{A}_5	
5	$\{\Box\alpha \wedge \Box\beta\} \vdash \Box\alpha \rightarrow \beta$		
6	$\{\Box\alpha \wedge \Box\beta\} \vdash \Box\alpha$	$\mathbf{R}_1 \{1, 4\}$	\square

Lema 7. $\vdash \Box(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \Box\alpha \rightarrow \beta$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\{\Box(\alpha \rightarrow \beta), \Box\alpha\} \vdash \Box\alpha$	\mathbf{P}_2
2	$\{\Box(\alpha \rightarrow \beta), \Box\alpha\} \vdash \Box\alpha \rightarrow \alpha$	\mathbf{B}_2
3	$\{\Box(\alpha \rightarrow \beta), \Box\alpha\} \vdash \alpha$	$\mathbf{R}_1 \{1, 2\}$
4	$\{\Box(\alpha \rightarrow \beta), \Box\alpha\} \vdash \Box(\alpha \rightarrow \beta)$	\mathbf{P}_1
5	$\{\Box(\alpha \rightarrow \beta), \Box\alpha\} \vdash \Box(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \alpha \rightarrow \beta$	\mathbf{B}_2
6	$\{\Box(\alpha \rightarrow \beta), \Box\alpha\} \vdash \alpha \rightarrow \beta$	$\mathbf{R}_1 \{4, 5\}$
7	$\{\Box(\alpha \rightarrow \beta), \Box\alpha\} \vdash \beta$	$\mathbf{R}_1 \{3, 6\}$
8	$\{\Box(\alpha \rightarrow \beta)\} \vdash \Box\alpha \rightarrow \beta$	$\mathbf{T}_1 \{7\}$

$$9 \quad \left| \vdash \Box(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \Box\alpha \rightarrow \beta \quad \mathbf{T}_1 \{8\}. \quad \square$$

Lema 8. $\vdash (\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma) \rightarrow \alpha \rightarrow \gamma$

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

$$\begin{array}{l|l} 1 & \{\alpha \rightarrow \beta, \beta \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \\ 2 & \{\alpha \rightarrow \beta, \beta \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \\ 3 & \{\alpha \rightarrow \beta, \beta \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \\ 4 & \{\alpha \rightarrow \beta, \beta \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \\ 5 & \{\alpha \rightarrow \beta, \beta \rightarrow \gamma, \alpha\} \vdash \end{array} \quad \square$$

3.5 Dualidades

BABIRESKI: Ver Zach (2024) acerca dos axiomas duais e suas derivações.

Teorema 4. $\vdash \Box(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \Diamond\alpha \rightarrow \Diamond\beta$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

$$\begin{array}{l|l} 1 & \{\Box(\alpha \rightarrow \beta), \Diamond\alpha\} \vdash \Diamond\beta \\ 2 & \{\Box(\alpha \rightarrow \beta)\} \vdash \Diamond\alpha \rightarrow \Diamond\beta \\ 3 & \vdash \Box(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \Diamond\alpha \rightarrow \Diamond\beta \end{array} \quad \square$$

Teorema 5. $\vdash \alpha \rightarrow \Diamond\alpha$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

$$\begin{array}{l|l} 1 & \vdash \Box\neg\alpha \rightarrow \neg\alpha \quad \mathbf{B}_2 \\ 2 & \vdash (\Box\neg\alpha \rightarrow \neg\alpha) \rightarrow \neg\neg\alpha \rightarrow \Diamond\alpha \quad \mathbf{L}_3 \\ 3 & \vdash \neg\neg\alpha \rightarrow \Diamond\alpha \quad \mathbf{R}_1 \{1, 2\} \\ 4 & \vdash (\neg\neg\alpha \rightarrow \neg\Box\neg\alpha) \rightarrow \alpha \rightarrow (\neg\neg\alpha \rightarrow \Diamond\alpha) \quad \mathbf{A}_1 \end{array}$$

5	$\vdash \alpha \rightarrow \neg\neg\alpha \rightarrow \Diamond\alpha$	$\mathbf{R_1} \{3, 4\}$
6	$\vdash (\alpha \rightarrow \neg\neg\alpha \rightarrow \Diamond\alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \neg\neg\alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \Diamond\alpha)$	$\mathbf{A_2}$
7	$\vdash \alpha \rightarrow \neg\neg\alpha$	$\mathbf{BABIRESKI: Provar.}$
8	$\vdash (\alpha \rightarrow \neg\neg\alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \Diamond\alpha)$	$\mathbf{R_1} \{5, 6\}$
9	$\vdash \alpha \rightarrow \Diamond\alpha$	$\mathbf{R_1} \{7, 8\}.$

□

Teorema 6. $\vdash \Diamond\Diamond\alpha \rightarrow \Diamond\alpha$.

Demonstração. Pode ser provado pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\vdash \neg\Box\alpha \rightarrow \neg\Box\Diamond\alpha$
2	$\vdash \Diamond\Diamond\alpha \rightarrow \Diamond\alpha$

□

4. Traduções

4.1 Definições

A primeira tradução do sistema intuicionista ao sistema modal foi proposta por Gödel (1933) motivado pela possibilidade de leitura da necessidade como uma modalidade de construtividade. Ou seja, por meio dessa tradução, a sentença $\Box\varphi$ poderia ser lida como φ *pode ser provada construtivamente* (Troelstra and Schwichtenberg, 2000). Gödel conjecturou a corretude fraca dessa tradução, que foi posteriormente provada por McKinsey and Tarski (1948) em conjunto com sua completude fraca.

Definição 15 (\bullet°). *Define-se a tradução \bullet° indutivamente da seguinte maneira:*

$$\begin{aligned} p^\circ &:= p \\ \perp^\circ &:= \perp \\ (\varphi \wedge \psi)^\circ &:= \varphi^\circ \wedge \psi^\circ \\ (\varphi \vee \psi)^\circ &:= \Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ \\ (\varphi \rightarrow \psi)^\circ &:= \Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ \end{aligned} \quad \square$$

Definição 16 (\bullet^\Box). *Define-se a tradução \bullet^\Box indutivamente da seguinte maneira:*

$$\begin{aligned} p^\Box &:= \Box p \\ \perp^\Box &:= \perp \\ (\varphi \wedge \psi)^\Box &:= \varphi^\Box \wedge \psi^\Box \\ (\varphi \vee \psi)^\Box &:= \varphi^\Box \vee \psi^\Box \\ (\varphi \rightarrow \psi)^\Box &:= \Box(\varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box) \end{aligned} \quad \square$$

Faz-se interessante pontuar que as traduções \bullet° e \bullet^\Box correspondem, respectivamente, às traduções \bullet° e \bullet^* do sistema intuicionista ao sistema linear providas por Girard (1987), sendo as primeiras correspondentes a uma ordem de avaliação por nome (*call-by-name*) e as segundas a uma ordem de avaliação por valor (*call-by-value*). Ademais, as duas traduções providas são equivalentes, conforme demonstrado pelo teorema **T₂**.

Teorema 7. $\vdash \Box\alpha^\circ \leftrightarrow \alpha^\Box$.

Demonstração. Prova por indução forte sobre a profundidade de α . Assim, su-

ponhamos que as traduções equivalham para qualquer α de profundidade $n < k$. Demonstraremos, analisando-se os casos, que as traduções equivalem para qualquer α de profundidade $n = k$.

CASO 1. Se a sentença α for uma proposição a , sabe-se que $\Box a^\circ = \Box a$ e que $a^\Box = \Box a$ pelas definições das traduções. Deste modo, tanto a ida quanto a volta possuem a forma $\Box a \rightarrow \Box a$ e podem ser provadas pelo lema **L₁**. Ambas as implicações, então, podem ser unidas em uma bi-implicação por meio do esquema **A₃**.

CASO 2. Se a sentença α for a constante \perp , sabe-se que $\Box \perp^\circ = \Box \perp$ e que $\perp^\Box = \perp$ pelas definições das traduções. Deste modo, a ida $\Box \perp \rightarrow \perp$ constitui um axioma gerado pelo esquema **B₂** — sendo assim provada trivialmente — e a volta $\perp \rightarrow \Box \perp$ pode ser provada pelo lema **L₂**. Ambas as implicações, então, podem ser unidas em uma bi-implicação por meio do esquema **A₃**.

CASO 3. Se a sentença α for o resultado da conjunção de duas outras sentenças φ e ψ , sabe-se que $\Box(\varphi \wedge \psi)^\circ = \Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)$ e que $(\varphi \wedge \psi)^\Box = \varphi^\Box \wedge \psi^\Box$ pelas definições das traduções. Separaremos a prova em dois casos: um para a ida $\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ) \rightarrow \varphi^\Box \wedge \psi^\Box$ e outro para a volta $\varphi^\Box \wedge \psi^\Box \rightarrow \Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)$. Ambas as implicações, então, podem ser unidas em uma bi-implicação por meio do esquema **A₃**.

CASO 3.1. Pela premissa de indução, temos que **H₁** = $\Box \varphi^\circ \leftrightarrow \varphi^\Box$ e que **H₂** = $\Box \psi^\circ \leftrightarrow \psi^\Box$. Valendo-se dessas sentenças e da regra da relocação em conjunto com alguns lemas, pode-se provar a sentença $\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ) \rightarrow \varphi^\Box \wedge \psi^\Box$ pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)$	P
2	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ) \rightarrow \Box \varphi^\circ \wedge \Box \psi^\circ$	L₅
3	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \Box \varphi^\circ \wedge \Box \psi^\circ$	R₁ $\langle 1, 2 \rangle$
4	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \Box \varphi^\circ \wedge \Box \psi^\circ \rightarrow \Box \varphi^\circ$	A₄
5	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \Box \varphi^\circ$	R₁ $\langle 3, 4 \rangle$
6	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \Box \varphi^\circ \rightarrow \varphi^\Box$	H
7	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \varphi^\Box$	R₁ $\langle 5, 6 \rangle$

8	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \Box\varphi^\circ \wedge \Box\psi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ$	A₄
9	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \Box\psi^\circ$	R₁ $\langle 3, 8 \rangle$
10	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \Box\psi^\circ \rightarrow \psi^\Box$	H
11	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \psi^\Box$	R₁ $\langle 9, 10 \rangle$
12	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box \rightarrow \varphi^\Box \wedge \psi^\Box$	A₃
13	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \psi^\Box \rightarrow \varphi^\Box \wedge \psi^\Box$	R₁ $\langle 7, 12 \rangle$
14	$\{\Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)\} \vdash \varphi^\Box \wedge \psi^\Box$	R₁ $\langle 9, 13 \rangle$
15	$\vdash \Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ) \rightarrow \varphi^\Box \wedge \psi^\Box$	T₁ $\langle 14 \rangle$

CASO 3.2. Pela premissa de indução, temos que $\mathbf{H}_1 = \Box\varphi^\circ \leftrightarrow \varphi^\Box$ e que $\mathbf{H}_2 = \Box\psi^\circ \leftrightarrow \psi^\Box$. Valendo-se dessas sentenças e da regra da relocação em conjunto com alguns lemas, pode-se provar a sentença $\varphi^\Box \wedge \psi^\Box \rightarrow \Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)$ pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \varphi^\Box \wedge \psi^\Box$	P
2	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \varphi^\Box \wedge \psi^\Box \rightarrow \varphi^\Box$	P
3	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \varphi^\Box$	P
4	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \varphi^\Box \rightarrow \Box\varphi^\circ$	P
5	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \Box\varphi^\circ$	P
6	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \varphi^\Box \wedge \psi^\Box \rightarrow \psi^\Box$	P
7	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \psi^\Box$	P
8	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \psi^\Box \rightarrow \Box\psi^\circ$	P
9	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \Box\psi^\circ$	P
10	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ \rightarrow \Box\varphi^\circ \wedge \Box\psi^\circ$	P
11	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \Box\psi^\circ \rightarrow \Box\varphi^\circ \wedge \Box\psi^\circ$	P
12	$\{\varphi^\Box \wedge \psi^\Box\} \vdash \Box\varphi^\circ \wedge \Box\psi^\circ$	P

13	$\{\varphi^\square \wedge \psi^\square\} \vdash \Box\varphi^\circ \wedge \Box\psi^\circ \rightarrow \Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)$	P
14	$\{\varphi^\square \wedge \psi^\square\} \vdash \Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)$	P
15	$\vdash \varphi^\square \wedge \psi^\square \rightarrow \Box(\varphi^\circ \wedge \psi^\circ)$	P

CASO 4. Se a sentença α for o resultado da disjunção de duas outras sentenças φ e ψ , sabe-se que $\Box(\varphi \vee \psi)^\circ = \Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)$ e que $(\varphi \vee \psi)^\square = \varphi^\square \vee \psi^\square$ pelas definições das traduções. Separaremos a prova em dois casos: um para a ida $\Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ) \rightarrow \varphi^\square \vee \psi^\square$ e outro para a volta $\varphi^\square \vee \psi^\square \rightarrow \Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)$. Ambas as implicações, então, podem ser unidas em uma bi-implicação por meio do esquema **A₃**.

1	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)\} \vdash \Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)$
2	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)\} \vdash \Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ) \rightarrow \Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ$
3	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)\} \vdash \Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ$
4	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)\} \vdash \varphi^\square \vee \psi^\square$
5	$\vdash \Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ) \rightarrow \varphi^\square \vee \psi^\square$

1	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \varphi^\square \vee \psi^\square$	P
2	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \varphi^\square \leftrightarrow \Box\varphi^\circ$	H
3	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \Box\varphi^\circ \vee \psi^\square$	T₀ {1, 2}
4	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \psi^\square \leftrightarrow \Box\psi^\circ$	H
5	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ$	T₀ {3, 4}
6	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \Box\varphi^\circ \leftrightarrow \Box\Box\varphi^\circ$	
7	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \Box\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ$	
8	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \Box\psi^\circ \leftrightarrow \Box\Box\psi^\circ$	
9	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \Box\Box\varphi^\circ \vee \Box\Box\psi^\circ$	
10	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \Box\Box\varphi^\circ \vee \Box\Box\psi^\circ \rightarrow \Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)$	
11	$\{\varphi^\square \vee \psi^\square\} \vdash \Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)$	
12	$\vdash \varphi^\square \vee \psi^\square \rightarrow \Box(\Box\varphi^\circ \vee \Box\psi^\circ)$	

CASO 5. Se a sentença α for o resultado da implicação de uma sentença φ a uma sentença ψ , sabe-se que $\Box(\varphi \rightarrow \psi)^\circ = \Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)$ e que $(\varphi \rightarrow \psi)^\square = \Box(\varphi^\square \rightarrow \psi^\square)$ pelas definições das traduções. Separaremos a prova em dois casos: um para a ida $\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ) \rightarrow \Box(\varphi^\square \rightarrow \psi^\square)$ e outro para a volta $\Box(\varphi^\square \rightarrow \psi^\square) \rightarrow \Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)$. Ambas as implicações, então, podem ser unidas em uma bi-implicação por meio do esquema **A₃**.

CASO 5.1.

1	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)$
2	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ) \rightarrow \Box\Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ$
3	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\Box\varphi^\circ$
4	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \Box\Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ$
5	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash (\Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\Box\varphi^\circ) \rightarrow (\Box\Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ) \rightarrow \Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ$
6	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash (\Box\Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ) \rightarrow \Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ$
7	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \varphi^\square \rightarrow \Box\varphi^\circ$
8	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ$

9	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash (\varphi^\Box \rightarrow \Box\varphi^\circ) \rightarrow (\Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ) \rightarrow \varphi^\Box \rightarrow \Box\psi^\circ$
10	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash (\Box\varphi^\circ \rightarrow \Box\psi^\circ) \rightarrow \varphi^\Box \rightarrow \Box\psi^\circ$
11	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \varphi^\Box \rightarrow \Box\psi^\circ$
12	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \Box\psi^\circ \rightarrow \psi^\Box$
13	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash (\varphi^\Box \rightarrow \Box\psi^\circ) \rightarrow (\Box\psi^\circ \rightarrow \psi^\Box) \rightarrow \psi^\Box \rightarrow \psi^\Box$
14	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash (\Box\psi^\circ \rightarrow \psi^\Box) \rightarrow \psi^\Box \rightarrow \psi^\Box$
15	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \psi^\Box \rightarrow \psi^\Box$
16	$\{\Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ)\} \vdash \Box(\psi^\Box \rightarrow \psi^\Box)$
17	$\vdash \Box(\Box\varphi^\circ \rightarrow \psi^\circ) \rightarrow \Box(\psi^\Box \rightarrow \psi^\Box)$

CASO 5.2.

1	$\{\Box(\varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box)\} \vdash \Box(\varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box)$
2	$\{\Box(\varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box)\} \vdash \Box(\varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box) \rightarrow \varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box$
3	$\{\Box(\varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box)\} \vdash \varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box$
4	$\{\Box(\varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box)\} \vdash$
5	$\{\Box(\varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box)\} \vdash$
6	$\{\Box(\varphi^\Box \rightarrow \psi^\Box)\} \vdash$

□

4.2 Corretude

Teorema 8. Se $\Gamma \vdash_I \alpha$, então $\Gamma^\Box \vdash_M \alpha^\Box$.

Demonstração. Prova por indução forte sobre o tamanho da sucessão de dedução. Assim, suponhamos que a tradução seja correta para qualquer sucessão dedução de tamanho $n < k$. Demonstraremos, analisando-se os casos, que o a corretude da tradução vale para sucessões de dedução de tamanho $n = k + 1$.

CASO 1. Como $\alpha \in \Gamma$, sabe-se que $\alpha^\Box \in \Gamma^\Box$, uma vez que $\Gamma^\Box = \{\varphi^\Box \mid \varphi \in \Gamma\}$. Desta forma, $\langle \alpha^\Box \rangle$ constitui uma prova para $\Gamma^\Box \vdash \alpha^\Box$.

CASO 2.

CASO 2.1 (\mathbf{A}_1).

1	$\Gamma^\square \cup \{\Box a, \Box b\} \vdash \Box a$	\mathbf{P}_1
2	$\Gamma^\square \cup \{\Box a\} \vdash \Box b \rightarrow \Box a$	$\mathbf{T}_3 \{1\}$
3	$\Gamma^\square \vdash \Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box a$	$\mathbf{T}_3 \{2\}$.

CASO 2.2 (\mathbf{A}_2).

1	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \rightarrow \Box b, \Box a\} \vdash \Box a$
2	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \rightarrow \Box b, \Box a\} \vdash \Box a \rightarrow \Box b$
3	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \rightarrow \Box b, \Box a\} \vdash \Box b$
4	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \rightarrow \Box b, \Box a\} \vdash \Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c$
5	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \rightarrow \Box b, \Box a\} \vdash \Box b \rightarrow \Box c$
6	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \rightarrow \Box b, \Box a\} \vdash \Box c$
7	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \rightarrow \Box b\} \vdash \Box a \rightarrow \Box c$
8	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c\} \vdash (\Box a \rightarrow \Box b) \rightarrow \Box a \rightarrow \Box c$
9	$\Gamma^\square \vdash (\Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c) \rightarrow (\Box a \rightarrow \Box b) \rightarrow \Box a \rightarrow \Box c$

CASO 2.3 (\mathbf{A}_3).

1	$\Gamma^\square \cup \{\Box a, \Box b\} \vdash \Box a$
2	$\Gamma^\square \cup \{\Box a, \Box b\} \vdash \Box b$
3	$\Gamma^\square \cup \{\Box a, \Box b\} \vdash \Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box a \wedge \Box b$
4	$\Gamma^\square \cup \{\Box a, \Box b\} \vdash \Box b \rightarrow \Box a \wedge \Box b$
5	$\Gamma^\square \cup \{\Box a, \Box b\} \vdash \Box a \wedge \Box b$
6	$\Gamma^\square \cup \{\Box a, \Box b\} \vdash \Box a \wedge \Box b$
7	$\Gamma^\square \cup \{\Box a\} \vdash \Box b \rightarrow \Box a \wedge \Box b$
8	$\Gamma^\square \vdash \Box a \rightarrow \Box b \rightarrow \Box a \wedge \Box b$

CASO 2.4 (\mathbf{A}_4).

1	$\Gamma^\square \vdash \Box a \wedge \Box b \rightarrow \Box a$	\mathbf{A}_4
2	$\Gamma^\square \vdash \Box a \wedge \Box b \rightarrow \Box a$	$\mathbf{R}_2 \{1\}$.

CASO 2.5 (\mathbf{A}_5).

1	$\Gamma^\square \vdash \Box a \wedge \Box b \rightarrow \Box b$	\mathbf{A}_5
2	$\Gamma^\square \vdash \Box a \wedge \Box b \rightarrow \Box b$	$\mathbf{R}_2 \{1\}$.

CASO 2.6 (\mathbf{A}_6).

1	$\Gamma^\square \vdash \Box a \rightarrow \Box a \vee \Box b$	\mathbf{A}_6
2	$\Gamma^\square \vdash \Box a \rightarrow \Box a \vee \Box b$	$\mathbf{R}_2 \{1\}$.

CASO 2.7 (\mathbf{A}_7).

1	$\Gamma^\square \vdash \Box b \rightarrow \Box a \vee \Box b$	\mathbf{A}_7
2	$\Gamma^\square \vdash \Box b \rightarrow \Box a \vee \Box b$	$\mathbf{R}_2 \{1\}$.

CASO 2.8 (\mathbf{A}_8).

1	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash \Box a \rightarrow \Box c$
2	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash (\Box a \rightarrow \Box c) \rightarrow \Box a \rightarrow \Box c$
3	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash \Box a \rightarrow \Box c$
4	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash \Box b \rightarrow \Box c$
5	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash (\Box b \rightarrow \Box c) \rightarrow \Box b \rightarrow \Box c$
6	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash \Box b \rightarrow \Box c$
7	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash \Box a \vee \Box b$
8	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash (\Box a \rightarrow \Box c) \rightarrow (\Box b \rightarrow \Box c) \rightarrow \Box a \vee \Box b \rightarrow \Box c$
9	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash (\Box b \rightarrow \Box c) \rightarrow \Box a \vee \Box b \rightarrow \Box c$

10	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c, \Box a \vee \Box b\} \vdash \Box a \vee \Box b \rightarrow \Box c$
11	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c, \Box b \rightarrow \Box c\} \vdash \Box a \vee \Box b \rightarrow \Box c$
12	$\Gamma^\square \cup \{\Box a \rightarrow \Box c\} \vdash (\Box b \rightarrow \Box c) \rightarrow \Box a \vee \Box b \rightarrow \Box c$
13	$\Gamma^\square \vdash (\Box a \rightarrow \Box c) \rightarrow (\Box b \rightarrow \Box c) \rightarrow \Box a \vee \Box b \rightarrow \Box c$

CASO 2.9 (\mathbf{A}_\perp).

1	$\Gamma^\square \vdash \perp \rightarrow \Box a$	\mathbf{L}_2
2	$\Gamma^\square \vdash \perp \rightarrow \Box a$	$\mathbf{R}_2 \{1\}$.

CASO 3. Deve-se demonstrar que, se $\vdash \Box(\alpha^\square \rightarrow \beta^\square)$ (\mathbf{H}_1) e $\vdash \alpha^\square$ (\mathbf{H}_2), então β^\square . Isso pode ser feito pela seguinte sucessão de dedução:

1	$\Box(\alpha^\square \rightarrow \beta^\square) \rightarrow \alpha^\square \rightarrow \beta^\square$	\mathbf{B}_2
2	$\Box(\alpha^\square \rightarrow \beta^\square)$	\mathbf{H}_1
3	$\alpha^\square \rightarrow \beta^\square$	$\mathbf{R}_1 \langle 1, 2 \rangle$
4	α^\square	\mathbf{H}_2
5	β^\square	$\mathbf{R}_1 \langle 3, 4 \rangle$.

□

4.3 Completude

BABIRESKI: Não vai rolar de provar a completude como Troelstra and Schwichtenberg (2000). Vou precisar procurar outros artigos.

BABIRESKI: Ver Benton et al. (1998), Pfenning and Davies (2001) e Fairtlough and Mendler (1995) acerca do sistema laxo.

Referências Bibliográficas

- Peter Nicholas Benton, Gavin Mark Bierman, and Valeria Correa Vaz de Paiva. Computational types from a logical perspective. *Journal of Functional Programming*, 1998.
- Patrick Blackburn, Maarten de Rijke, and Yde Venema. *Modal logic*. Cambridge University Press, 2001.
- Jean-Yves Béziau. Universal logic. *Logica*, 1994.
- Adam Chlipala. *Certified programming with dependent types*. Massachusetts Institute of Technology Press, 2022.
- Matt Fairtlough and Michael Mendler. An intuitionistic modal logic with applications to the formal verification of hardware. In Leszek Pacholski and Jerzy Tiuryn, editors, *Computer Science Logic*, 1995.
- Jean-Yves Girard. Linear logic. *Theoretical Computer Science*, 1987.
- Kurt Gödel. Eine Interpretation des intuitionistischen Aussagenkalküls. *Ergebnisse eines Mathematischen Kolloquiums*, 1933.
- Raul Hakli and Sara Negri. Does the deduction theorem fail for modal logic? *Synthese*, 2012.
- Ruth Barcan Marcus. The deduction theorem in a functional calculus of first order based on strict implication. *The Journal of Symbolic Logic*, 1946.
- Ruth Barcan Marcus. Strict implication, deducibility and the deduction theorem. *The Journal of Symbolic Logic*, 1953.
- John Charles Chenoweth McKinsey and Alfred Tarski. Some theorems about the sentential calculi of Lewis and Heyting. *The Journal of Symbolic Logic*, 1948.
- Eugenio Moggi. Notions of computation and monads. *Information and Computation*, 1991.
- Frank Pfenning and Rowan Davies. A judgmental reconstruction of modal logic. *Mathematical Structures in Computer Science*, 2001.

John Charles Reynolds. The discoveries of continuations. *Higher-Order and Symbolic Computation*, 1993.

Anne Sjerp Troelstra and Helmut Schwichtenberg. *Basic proof theory*. Cambridge University Press, 2000.

Daniel Jon Velleman. *How to prove it: a structured approach*. Cambridge University Press, 2019.

Richard Zach. *Box and diamonds: an open introduction to modal logic*. Open Logic Project, 2024.