arXiv:2602.15158v1 [cs.AI] 16 Feb 2026

达科斯塔与塔斯基邂逅 Goguen 和卡尔纳普：一种基于后承系统处理本体异质性的新方法

Gabriel Rocha

逻辑、认识论与科学史中心 坎皮纳斯州立大学（Unicamp） gabrielrocha.comp [at] gmail.com

摘要

本文提出了一种处理本体异质性的新方法，该方法深受卡尔纳普-古根主义的影响，后者由 Kutz、Mossakowski 和 L¨ucke [15]提出。本文暂将此方法称为达科斯塔-塔斯基主义，名称取自达科斯塔的《数学中的宽容原则》以及阿尔弗雷德·塔斯基关于后承算子概念的研究。该方法基于 W. Carnielli 等人 [3] 以及 Citkin 和 Murav-itsky [4], 所发展的后承系统理论，并引入了扩展后承系统的概念，即在后承系统中加入本体公理。本文还定义了扩展开发图的概念。这是一种图结构，能够通过扩展后承系统的态射，以及纤维化和分裂等其他操作，将不同本体关联起来。最后，我们讨论了这一方法对应用本体领域的意义，并提出了未来研究方向。

1 引言

这并不是说，在应用本体的语境下，构成本体的各个方面都存在高度多样性**本**[1]。此外，对多个本体进行推理往往是理想的或必要的，因此产生了本体异质性和互操作性这两个概念*ontological heterogeneity* 和*interoperability* [35]。本体异质性可定义为这样一种情形：两个本体针对同一领域作出不同的本体假设，并可能使用不同的表示语言。此外，本体互操作性指的是在异质情形下对本体进行推理的能力。异质性和互操作性并非计算系统所独有，例如基于本体的数据

[1]本文将“本体”一词以两种不同的形式书写，以尽量避免混淆：ontology 表示本体这一抽象概念，**本**体则表示本体的一个具体实例。

访问（OBDA）系统；然而，在这一语境中，这些概念常被视为复杂性的来源。

引入异质性可能会使互操作性变得困难，从而产生开发方法和工具来加以管理的需要。本文提出的方法是一种管理本体异质性的方法，它基于W. Carnielli 等人[3] 以及Citkin和Muravitsky [4], 所发展的后承系统机制，并基于Marcos [20]所提出的、暂且称为da Costa-塔斯基主义的元逻辑原则。我们的方法受到Kutz、Mossakowski和L¨ucke [15], 所阐述的Carnap-Goguen 研究纲领的启发，并且可以理解为它的对偶。两种方法之间的关键根本差异在于，da Costa-塔斯基主义利用后承系统来表示各类逻辑，而卡尔纳普-古根主义则利用机构。这一差异对**本**体的定义与关联方式具有影响，下文各节将予以说明。关于本体多样性这一主题及其与异质性和互操作性之关系的更多参考文献，见Dahir和Qadi[8]以及Schneider和˘Simkus [27]的综述。

2 什么是逻辑?

与卡尔纳普-古根主义不同，da Costa-塔斯基主义方法并不利用机构通过其语义来定义逻辑类。相反，它选择后承系统，通过其句法来表示逻辑类。正如 W. Carnielli 等人 [3] 所示，各种演算，例如希尔伯特演算、序列演算和表列演算，都会导出后承系统。因此，后承系统具有足够的抽象性，可以构建异质操作。

塔斯基 [34]最初提出后承算子，用以刻画逻辑系统要保留什么，才能称为恰当的逻辑。该算子源自 Kazimierz Kuratowski 最初提出的闭包算子，并试图如其名称所示，以一种相当一般且抽象的方式，捕捉哪些公式应当作为给定理论的句法后承而推出。根据 Marcos [20, 第 17] 页，后承算子定义如下：

定义 2.1 （后承算子或关系）。对于给定的一组公式 For ，$\subseteq \mathcal{P}(For) \times For$ 若满足以下三个条件，则它是一个后承算子（或关系）：

1. If $A \in \Gamma$ then $\Gamma \nVdash A$ reflexivity
2. If $\Delta \nVdash A$ and $\Delta \subseteq \Gamma$ then $\Gamma \nVdash A$ monotonicity
3. If $\Delta \nVdash A$ and $\Gamma, A \nVdash B$ then $\Delta, \Gamma \nVdash B$ transitivity

Marcos [20] 将达科斯塔的数学中的宽容原则更名为非平凡性原则，并且他们使用后承算-

子$\mathbf{L}$作用于给定的逻辑$\mathbf{L}$。除了非平凡性原则之外，他们还形式化了另外两个逻辑原则：

Principle of Non-Contradiction(PNC)$\mathbf{L}$ 必须是非矛盾的：$\exists\Gamma\forall A$ ($\Gamma \not\vdash_{\mathbf{L}} A$ 或 $\Gamma \not\vdash_{\mathbf{L}} \neg A$)Principle of Non-Triviality(PNT)$\mathbf{L}$ 必须是非平凡的：$\exists\Gamma\exists B$ ($\Gamma \not\vdash_{\mathbf{L}} B$)Principle of Explosion (PoE) 或 Principle of Pseudo-scotus(PPS)$\mathbf{L}$ 必须具有爆炸性：$\forall\Gamma$，A，B(Γ，A，$\neg A \vdash_{\mathbf{L}} B$)

定义这类原则的目的，是刻画给定逻辑的元逻辑性质。在这方面，达科斯塔原则本质上指出，任何可接受的逻辑都不应违反 PNT。例如，Marcos [20] 将次协调逻辑定义为一种满足 PNC 和 PNT、但不满足 PPS 的逻辑。这一元逻辑框架构成了 da Costa-Tarski 主义的基础。

在定义后承系统之前，有必要先介绍一些预备知识。下文中的许多定义都出自 W. Carnielli 等人，其中首先介绍的是签名的定义。

定义 2.2（签名）。签名 C 是一个可数集族 C_k，其中 $k \in \mathbb{N}$。索引 k 表示联结词的元数，即 C_k 是 k 元联结词的集合。通常，C 是一个有限集。

签名 C 上的零元联结词集合 C_0 通常称为 C 的常项集。给定两个签名 C' 和 C''，通常在 $C''_k \subseteq C'_k$ 对每个 $k \in \mathbb{N}$ 都成立时，记作 $C' \leq C''$。需要注意的是，在当前语境下，签名 C确实包含逻辑符号。

签名会在其上诱导出一种语言。直观地说，签名的语言是所有能够利用其联结词和变量通过归纳方式构造出来的公式的集合。

定义 2.3（符号集的语言）。设 C 是一个签名，$\Xi = \{\xi_n : n \in \mathbb{N}^+\}$ 是一个可枚举集合，称为模式变元集合。签名 C 上的语言是集合 $L(C)$，其归纳定义如下：

- $\xi \in L(C)$ 对每个 $\xi \in \Xi$ 均成立
- $c \in L(C)$ 对每个 $c \in C_0$ 均成立
- $(c(\phi_1, \ldots\ldots, \phi_k)) \in L(C)$，只要 $c \in C_k$、$k \geq 1$ 以及 $\phi_1, \ldots\ldots, \phi_k \in L(C)$。

在范畴论框架中，签名可以通过签名态射相互关联。签名和签名态射构成范畴 **Sig**。请注意，在此语境下，**Sig** 表示一个为该方法量身定制的、特定的且高度抽象的签名范畴，而机构定义中的范畴 **Sign** 则特定于某个具体机构。

定义 2.4 (签名态射)。一个签名态射 $h : C \to C'$ 是一个映射族 $h_k : C_k \to C'_k$，其中 $k \in \mathbb{N}$。

定义 2.5 (签名范畴**)**。 签名范畴**Sig** 定义如下：

- 对象是签名 C
- 态射是如上所述的签名态射

态射的复合 h 和 g 定义为每个带索引映射的复合，即 $h \circ g$ 是映射族 $h_k \circ g_k$，而恒等态射是恒等态射的族映射，即 id_k，其中 $k \in \mathbb{N}$。

可以通过纤维化从两个输入生成一个新签名。下面定义两个签名的纤维化。

定义 2.6。 签名的纤维化 C' 和 C'' 是签名

$$C' \cup C''$$

使得对于每个 $k \in \mathbb{N}$，$(C' \cup C'')_k = C'_k \cup C''_k$。

签名及其相关语言是定义后承系统的基础。正如 Citkin 和 Muravitsky [4] 所指出的，塔斯基不仅在其 1930年论文中提出了后承算子，还间接提出了后承系统。直观地说，后承系统讨论的是后承算子的闭包——也就是从给定理论中推出的所有公式的集合。正如 Citkin 和 Muravitsky [4]所指出的，后承系统与后承算子彼此诱导。

定义 2.7 （后承系统）。 后承系统 是一对 $\langle C,$ C$\rangle$其中 C 是一个签名，C : $\mathcal{P}L(C) \to \mathcal{P}L(C)$ 是一个满足以下性质的映射：

1. $\Gamma \subseteq$C(Γ) extensivity
2. $\Gamma_1 \subseteq \Gamma_2$ 则 C(Γ_1) $\subseteq$ C({v4) monotonicity
3. C(C(Γ)) $\subseteq$C(Γ) idempotence

在继续之前，有必要更详细地考察为何选择后承系统，而非证明论中更复杂的机制，例如 W. Carnielli 等人 [3] 提出的抽象证明系统，甚至是 Hyland [14]所述的范畴论方法。如前所述，后承系统可用于表示各种逻辑的句法层面。事实上，后承系统足以直观地表达：从一个句子集可以演绎出哪些句子，但无法精确表达如何演绎。也就是说，后承算子并不编码证明：即从一组前件演绎出一组后件所需的完整步骤序列。对于某些将可解释性视为首要关切的应用而言，这或许是个缺点，但从本体论视角来看则并非如此。异质

应用本体框架的首要目标，是提供描述概念并对其进行推理的能力。然而，推理所依据的具体机制则归入形而上学和奠基的领域。本文的主要论点是，在应用本体领域，本体**本**不需要具备自我意识，也就是说，它们无需编码关于自身内部运作方式的信息。

后承系统代表一类 逻辑，且不包含语义构造，因此与机构呈现某种对偶关系。后承系统也可以附加语义构造，例如通过 W. Carnielli 等人的解释系统 [3, p. 92], 得到代数语义，从而形成一个由签名**限定的** 逻辑（也称为逻辑系统）。由于后承系统建立在特定 签名之上，这是它们与机构之间的一个关键区别。这也是这种对偶关系并非镜像式对偶的原因。正如 M. Coniglio [6], 所指出的，与机构相比，Meseguer 的蕴涵系统是更适合作为严格镜像式对偶对象的候选者。

W. Carnielli 等人 [3] 还定义了若干特定类型的后承系统。在下文中， $\mathcal{P}_{\text{fin}}S$ 表示 S 的所有有限子集的集合。

定义 2.8（紧致后承系统）。 后承系统 $\langle C,\mathsf{C}\rangle$若满足紧致 或有限 ，则

$$\mathsf{C}(\Gamma) = \bigcup_{\Phi\in\mathcal{P}_{\text{fin}}\Gamma} \mathsf{C}(\Phi)$$

对于每个 $\Gamma \subseteq L(C)$。紧致后承系统也称为抽象系统，见 [9]。

定义 2.9（准后承系统）。准后承系统是这样一种后承系统：如 2.7 中定义的幂等性不一定成立。

定义 2.10。后承系统 $\langle C,\ \mathsf{C}\rangle$ 对于重命名替换是封闭的，如果

$$\sigma(\mathsf{C}(\Gamma)) \subseteq \mathsf{C}(\sigma(\Gamma))$$

对于每个 $\Gamma \in L(C)$ 以及每个重命名代换 σ，即 $\sigma(\{\zeta\}) = \{\zeta'\}$ 对每个 $\zeta \in \Xi$ 都成立，其中 $\zeta' \in \Xi$。如果该包含关系对每个替换都成立，则称此后承系统具有结构性。

后承系统之间可以通过引入弱化关系，按照序理论的方式建立联系；也可以在范畴论框架中，通过定义后承系统之间的态射来建立联系。后承系统及其态射构成一个范畴$\mathbf{Csy}$。

定义2.11（弱化关系）**.** 后承系统 $\langle C,\mathsf{C}\rangle$ 比后承系统 $\langle C',\mathsf{C}'\rangle$更弱，记为

$$\langle C,\mathsf{C}\rangle \leq \langle C',\mathsf{C}'\rangle$$

如果对 $L(C)$的每个子集 Γ ，都有 $L(C) \subseteq L(C')$且$\mathsf{C}(\Gamma) \subseteq \mathsf{C}'(\Gamma)$。此外，$\langle C,\mathsf{C}\rangle$ 比后承系统 $\langle C', \mathsf{C}'\rangle$部分更弱 ，记为

$$\langle C, \mathsf{C}\rangle \leq_p \langle C', \mathsf{C}'\rangle$$

若 $L(C) \subseteq L(C')$ 且 $\mathsf{C}(\emptyset) \subseteq \mathsf{C}'(\emptyset)$。

定义 2.12 （后承系统态射）。 一个后承系统态射 $h\colon \langle C, \mathsf{C}\rangle \to \langle C', \mathsf{C}'\rangle$ 是一个映射 $h\colon L(C) \to L(C')$，满足

$$h(\mathsf{C}(\Gamma)) \subseteq \mathsf{C}'(h(\Gamma))$$

对于每个 $\Gamma \subseteq L(C)$。

可以将后承系统态射视为弱翻译后承的变换。若在源后承系统中， $\{\phi\}$ 是通过 C 得到的 Γ 的后承式，那么在目标后承系统中， $h(\{\phi\})$ 就是 $h(\Gamma)$ 的后承式。

定义 2.13 （后承系统范畴）。 后承系统的范畴 **Csy** 定义如下:

- 对象是后承系统 $\langle C, \mathsf{C}\rangle$
- 上述态射均为后承系统态射

态射 h 和 g 的复合$g \circ h$定义为通常的映射复合。恒等态射就是恒等映射，即 $h(X) = X$ 对每个 X都成立。

范畴**Csy** 可以看作一张连接各类逻辑（即后承系统）的网络：只要能够在它们的演绎方面之间建立弱翻译，这些类别就会相连。也就是说，如果在某种翻译下，一个后承系统的后承映射 C 是另一个后承系统的子集，那么二者之间就存在一个态射。

3 什么是本体?

与机构类似，后承系统本身不足以描述**本体**，因为它们缺乏编码本体信息的机制[2]。因此，有必要采用一种类似于卡尔纳普-戈根式方法的思路，即通过本体公理扩展逻辑机制。

这一方法背后的直观理解是，一个**本**体仅仅是一个后承系统加上一个理论（即本体公理集）。这种定义**本**体的方法比卡尔纳普-戈根式方法更为直接，尽管它起初将**本**体置于一种**本**体论真空之中，因为按照设计，**本**体并不编码关于

[2]这一主张基于本体与逻辑之间的哲学区分。

它们自身的内部运作，或关于其他**本**体的信息。扩展开发图为这一明显局限提供了一种潜在解决方案，因为它们允许**本**体相互关联。

需要指出的是，可以通过更改现有后承系统的后承算子，将代表本体论理论的公理“附加”到该系统中。这样便会得到一类新的逻辑，其中包含作为公理的本体论理论。因此，后承系统本身可以被定义为一种**本体**。然而，不这样做的原因在于哲学和计算方面。就第一点而言，明确提出本体论理论，便划定了以下两者之间的界限：直觉“推理方式”所固有的内容（即一类逻辑，也就是后承系统本身），以及对世界的描述所特有的内容（即本体公理本身）。这一立场遵循 Costa 关于逻辑与本体论之间区别的观点，无论是将二者视为哲学领域还是研究对象，正如 [7]所述。此外，这一立场也与 Guarino 的论点一致，即领域知识和推理知识应彼此独立 Guarino [13]。就第二点而言，明确规定本体公理，并提出管理这些公理的算法方法，能够增强该方法固有的模块化程度。不将后承系统等同于**本体**，就可以利用单个后承系统生成多个以其为基础的**本体**。

作为预备步骤，下面给出扩展后承系统的定义。

定义 3.1（扩展后承系统）。 扩展后承系统 是一个四元组 $\langle C,\ \mathsf{C}\ C_o,\ \Gamma_o\rangle$, 其中 $C,\ C_o$ 是签名，C 是后承映射，且 $\Gamma_o \in L(C)$ 是一个集合，满足：

1. $\langle C,\ \mathsf{C}\rangle$ 是一个后承系统 2. 对于每个 $C_k \in C$ 和 $C'_k \in C_o$, $C'_k \subset C_k$ 3. 对于每个 $\phi \in \Gamma_o$, $\phi \in \mathsf{C}(\emptyset)$ ——也就是说， Γ_o 是一个公理理论

本体被定义为扩展后承系统的一种**特**定类型。

定义 3.2（**本体**）。 本体被定义为一个特定的扩展后承系统 $\langle C,\ \mathsf{C}\ C_o,\ \Gamma_o\rangle$。如果其基础的 $\langle C,\ \mathsf{C}\rangle$ 后承系统已被隐含地理解，我们可以省略它，并用其组件 C_o 和 Γ_o（也称为本体论方面组件）来指称本体。

扩展后承系统之所以需要扩展，如今已显而易见。我们可以区分本体论内容与纯粹的逻辑机制，同时允许这种机制处理本体知识。自此，在 da Costa-Tarski 方法的语境中，“扩展后承系统”和**本体**这两个术语可以互换使用。关键在于，**本体**是一种特定的扩展后承系统，其理论 Γ 的定义与 Guarino [12] 所讨论并提出的**本体**定义相符。

扩展后承系统及其态射构成范畴**ECsy**：

定义 3.3（扩展后承系统（或**本体**）的范畴）。扩展后承系统的范畴**ECsy** 定义如下：

- 其对象是扩展后承系统 $\langle C,\ \mathsf{C}\ C_o,\ \Gamma_o\rangle$
- 扩展后承系统 $\langle C^A,\ \mathsf{C}^A,\ C_o^A,\ \Gamma^A\rangle$ 与$\langle C^B,\ \mathsf{C}^B,\ C_o^B,\ \Gamma^B\rangle$ 之间的态射，是一个后承系统态射 h：$\langle C^A,\ \mathsf{C}^A\rangle \rightarrow\langle C^B,\ \mathsf{C}^B\rangle$，满足 $h(\Gamma^A) = \Gamma^B$。

扩展后承系统态射之间的复合按预期进行，即复合后承系统态射并复合 Γ映射。恒等态射是后承系统恒等态射，因为 $id(\Gamma) = \Gamma$。

需要指出的是，**本体**的定义并不依赖于开发图，也不需要通过格罗滕迪克构造来关联基于不同底层逻辑的两个**本体**。不过，可以构造一种图结构，使**本体**能够通过**ECsy**中的态射彼此关联，也能够通过纤维化和分裂等其他运算彼此关联。因此，达科斯塔-塔斯基意义下的**本体**足够灵活，不依赖图等外部结构；同时，它们也允许这类外部结构以有用且一致的方式存在。

4 如何关联本体?

本节详细介绍关联本体所需的结构和机制。以下内容基于 W. Carnielli 等人开发的方法 [3]，将后承系统之间的态射及其他操作重新解释为精化、集成和连接**本体**的手段。

我们再次借鉴 Kutz、Mossakowski 和 L¨ucke[15], 的方法，定义扩展开发图的概念。它将构成我们框架的基础，并逐渐通过添加扩展模块而不断演进，从而提高操作的复杂性和表达能力。

定义 4.1. 扩展开发图 是一个顶点和边均带标签的有向无环图（DAG） $\mathcal{AG} = \langle \mathcal{N},\ \mathcal{L}\rangle$，其中：

- $\mathcal{N}$ 是节点集合，其中每个节点 $N \in \mathcal{N}$ 都标记有一个扩展后承系统 $\langle C^N, \mathsf{C}^N,\ C_o^N, \Gamma_o^N\rangle$
- $\mathcal{L}$是一个有向链接集合：– 定义连接 $K \xrightarrow{h} N$，其中 h 是一个扩展后承系统态射

– 定理链接 $K \overset{t}{\dashrightarrow} N$ 对于每个 $K, N \in \mathcal{N}$ 如果对后承系统的标记 K 弱于对后承系统的标记 N，参见定义2.11。

扩展开发图刻画了一个由定义连接相关联的本体网络，这些连接对应于态射；它还刻画了由现有弱化关系对应的诱导链接。如果两个本体之间存在定理链接，就可以非正式地判断其中一个是另一个的非保守子本体。与卡尔纳普—戈根主义方法相同，扩展开发图具有有向无环的特性，这确保了不存在循环定义。

4.1 精化

通过扩展后承系统定义的本体，也可以进行精化，其方式与精化其基于机构的对应物的过程高度相似。精化分为两类：齐次精化和异质精化。

定义 4.2（齐次精化）。给定扩展开发图中的两个本体 O_1 和 O_2，O_2 称为 O_1 的齐次精化，若存在一个定理链接 $O_1 \overset{t}{\dashrightarrow} O_2$。

定义 4.3（异质精化）。给定两个**本体** O_1 和 O_2，若满足以下条件，则O_2 是底层扩展开发图中 O_1 的异质精化：

- 存在第三个**本体** O_2'，使得存在定义链接 $O_1 \xrightarrow{h} O_2$，其中 h 是单态的
- 存在定理链接 $O_1 \overset{t}{\dashrightarrow} O_2$

扩展后承系统语境中的精化与机构中的精化足够相似，因此可以用相同的方式以图示表示，如图 1 所示。然而，在两种方法中，每种链接的含义都截然不同。在卡尔纳普—戈根主义方法中，若要将一个本体异质精化为另一个本体，后者必须保留前者的模型。另一方面，在达·科斯塔—塔斯基主义方法中，精化保留的是定理性。

人们还可以定义等价关系的镜像定义，如 Kutz、Mossakowski 和 L¨ucke [15] 在第 3.1.2 节的定义中所给出的那样。此外，两个**本**体若能彼此进行异质且保守精化（即它们保留彼此的定理），则它们是弱等价的；若它们共享一个共同单态射扩展，则它们是前等价的。

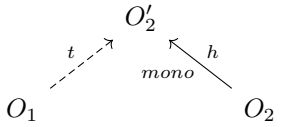
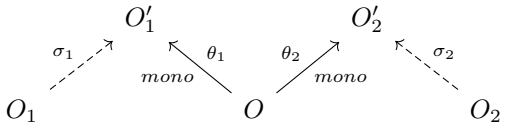


图 1：从 O_1 到 O_2的异质精化。

4.2 集成

正如 Kutz、Mossakowski 和 L¨ucke [15], 所定义的，**本**体之间的集成基于精化。此处将遵循这一方法，因为它与现有框架相平行。

定义 4.4（异构集成）。 设 O_1 和 O_2 是**本体**，O 是给定扩展开发图中的所谓参考**本体**。若 O 与 O_1 之间以及 O_2 与 O_1 之间分别存在（保守）精化，我们就称 O 异质（保守）集成 O_1 和 O_2 。



在此图中， O 是 O_1 与O_2异质集成的结果。若 θ_1 和 θ_2 是单态的，则 O 是保守异质集成的结果。

4.3 连接

迄今为止，扩展后承系统与机构在操作层面上似乎是类似的，这一点从连接和集成机制表面上的相似性可见一斑。从这里开始，引入一种新的工具系统将打破这种操作层面的平行关系。简要回顾一下，两个**本体**之间的连接操作旨在生成第三个全新的**本体**，同时保留输入**本体**的特征。在达科斯塔-塔斯基方法中，可以通过纤维化来连接**本体**。

纤维化最初由 Gabbay 提出，旨在将两个正规模态逻辑组合成第三个正规双模态逻辑 [10, 11]。A. Sernadas、C. Sernadas 和 Caleiro [28]将纤维化推广到一般命题逻辑——给定两个命题逻辑 L_1 和 L_2，它们的纤维化是一种新逻辑 $L_1 \circ L_2$ ，是二者的极小保守扩张。尽管纤维化在各种论述中得到了进一步推广（例如，参见 [2, 30,33]），我们将介绍一种略作修改的代数纤维化版本，该版本见于 [3, 第 150-160]页，适用于扩展后承系统。

纤维化背后的直观思想是，通过将两种逻辑翻译到一种能够确保不存在冲突的语言中，从而将它们结合起来。事实上，在正式定义纤维化运算之前，有必要先定义后承系统的语言之间的翻译。

定义 4.5（翻译与替换）。设 C 和 C' 是两个签名，且 $C \leq C'$ 和 $g\colon L(C') \to \mathbb{N}$ 构成一个双射。该翻译

$$\tau_g : L(C') \to L(C)$$

是按如下方式归纳定义的映射：

- $\tau_g(\xi_i) = \xi_{2i+1}$ for $\xi_i \in \Xi$
- $\tau_g(c) = c$ for $c \in C_0$
- $\tau_g(c') = \xi_{2g(c')}$ for $c' \in C'_0 \setminus C_0$
- $\tau_g(c(\gamma'_1, \ldots, \gamma'_k)) = (c(\tau_g(\gamma'_1), \ldots, \tau_g(\gamma'_k)))$ for $c \in C_k$, $k > 0$ and $\gamma'_1 \ldots, \gamma'_k \in L(C')$
- $\tau_g(c'(\gamma'_1, \ldots, \gamma'_k)) = \xi_{2g(c'(\gamma'_1,\ldots,\gamma'_k))}$ for $c' \in C'_k \setminus C_k$, $k > 0$ and formulas $\gamma'_1, \ldots, \gamma'_k \in L(C')$

初步替换

$$\tau_g^{-1} : \Xi \to L(C')$$

定义为

- $\tau_g^{-1}(\xi_{2i+1}) = \xi_i$ for $\xi_i \in \Xi$
- $\tau_g^{-1}(\xi_{2i}) = g^{-1}(i)$

如果将初步替换 τ_g^{-1}扩展到 $L(C)$，使之对应于 τ_g的真正逆，则称其为真正替换，或简称替换[3]。

给定 $\tau_g(L(C'))$中的一个变元，可以根据其下标是偶数还是奇数，判断它来自一个变元，还是来自一个以 $C' \setminus C$ 中的联结词开头的公式。此外，值得注意的是，翻译 τ_g 会将 C' 中不属于 C 的符号映射为命题变元。这是有意为之，以确保 C' 中的符号不会被映射为 C中已有的符号。

为了定义后承系统 $\langle C', \mathsf{C}' \rangle$ 和 $\langle C', \mathsf{C}'' \rangle$的纤维化，有必要定义 $L(C' \cup C'')$ 与输入语言 $L(C')$ 和 $L(C'')$ 之间的翻译。给定一个双射 $g\colon L(C \cup C') \to \mathbb{N}$，这些翻译定义如下：

$$\tau'_g : L(C' \cup C'') \to L(C') \text{ and } \tau''_g : L(C' \cup C'') \to L(C'')$$

[3]为了将初步替换扩展为真正替换，必须给出 τ_g^{-1}的值所遵循的归纳规则，并证明 $\tau_g \circ \tau_g^{-1} = \tau_g \circ \tau_g^{-1} = id$。这一构造的详细内容见 [3, 第 150 页至151]。

相应的代换为

$$\tau_g'^{-1} : L(C') \to L(C' \cup C'') \text{ and } \tau_g''^{-1} : L(C'') \to L(C' \cup C'')$$

下文为便于阅读，将采取几项临时措施。假设存在一个固定双射 $L(C' \cup C'') \to \mathbb{N}$，则翻译和替换中的后缀 g 将被省略。给定集合 $\Gamma \in L(C)$，$\tau(\Gamma)$表示如下集合：

$$\tau(\Gamma) = \{\tau(\phi) : \phi \in \Gamma\}$$

此外，为了避免将后承系统的签名与后承系统本身混淆，有时将后承映射记作 $\vdash$。在这种情况下，给定后承系统 $\langle C, \vdash \rangle$ 和集合$\Gamma \in L(C)$，$\Gamma^{\vdash}$ 表示 $\vdash(\Gamma)$，称为 Γ的演绎闭包。

给定两个后承系统 $\mathfrak{C}'$ 和 $\mathfrak{C}''$，翻译和替换分别定义了关于各后承系统的后承映射的每个 $L \subseteq L(C' \cup C'')$ 的闭包。

定义 4.6。设 $\mathfrak{C}' = \langle C', \vdash' \rangle$ 和 $\mathfrak{C}'' = \langle C'', \vdash'' \rangle$ 是两个后承系统，且设 $\Gamma \subseteq L(C' \cup C'')$。假设 $\tau' : L(C) \to L(C')$ 和$\tau'' : L(C') \to L(C)$ 表示这两个后承系统之间的翻译。同样，$\tau^{'-1}$和 $\tau^{''-1}$表示这两个后承系统之间各自的替换。$\vdash'$的闭包 是如下集合：

$$\Gamma^{\vdash'} = \tau^{'-1}((\tau'(\Gamma))^{\vdash'})$$

同样，$\vdash''$-闭包 是集合 $\Gamma^{\vdash''} = \tau^{''-1}((\tau''(\Gamma))^{\vdash''})$，其中 Γ

直观而言，集合 $\Gamma \in L(C' \cup C'')$ 的 $\vdash'$-闭包表示这样一个集合：先将 Γ 转换为后承系统 $\mathfrak{C}'$的语言，计算其演绎闭包，再将其映射回语言 $L(C' \cup C'')$。

最后，后承系统的纤维化定义如下。

定义 4.7。设 $\mathfrak{C}' = \langle C', \vdash' \rangle$ 和 $\mathfrak{C}'' = \langle C'', \vdash'' \rangle$ 是两个后承系统。两个后承系统的纤维化 $\mathcal{C}'$ 和 $\mathcal{C}''$ 是一个有序对

$$\mathcal{C}' \cup \mathcal{C}'' = \langle C, \vdash \rangle$$

其中

- C is a signature such that $C_k = C'_k \cup C''_k$ for every $k \in \mathbb{N}$
- $\vdash$: $\mathcal{P}(L(C)) \to \mathcal{P}(L(C))$，其中，对于每个 $\Gamma \subseteq L(C)$，$\Gamma^{\vdash}$ 按如下方式归纳定义：

    1. $\Gamma \subseteq \Gamma^{\vdash}$2. 如果 $\Delta \subseteq \Gamma^{\vdash}$，那么 $\Delta^{\vdash'} \cup \Delta^{\vdash''} \subseteq \Gamma^{\vdash}$

由两个后承系统进行纤维化所生成的对象也属于后承系统，W. Carnielli 等人已证明这一点 [3, 命题 4.1.24]。可以将生成的后承系统视为两个输入后承系统的不交并；通过演绎闭包，尽管经过翻译和替换，它们各自的后承映射仍得以保留。

需要注意的是，在当前语境下，后承系统并不是**本体**。因此，有必要将纤维化的定义扩展到扩展后承系统。这实际上为连接**本体**提供了一种方法。

定义 4.8（异构连接）。设 $O_1 = \langle C^1, \vdash^1, C_o^1, \Gamma_o^1 \rangle$ 和 $O_2 = \langle C^2, \vdash^2, C_o^2, \Gamma_o^2 \rangle$ 是两个扩展后承系统，即**本体**。若满足以下条件，则元组 $O_1 \cup O_2 = \langle C, \vdash, C_o, \Gamma_o \rangle$ 是 O_1 和 O_2 的连接：

- $\langle C, \vdash \rangle$ 是 $\langle C^1, \vdash^1 \rangle$ 与 $\langle C^2, \vdash^2 \rangle$ 纤维化的结果
- $C_o = C_o^1 \cup C_o^2$
- $\tau_1^{-1}(\phi) \cup \tau_2^{-1}(\psi)$ 对每个 $\phi \in \Gamma_o^1$, $\psi \in \Gamma_o^2$

其中，τ_1^{-1} 和 τ_2^{-1} 是通过纤维化导出的替换。

两个**本**体之间的连接构造出一个对象，其后承系统方面是输入**本**体的后承系统纤维化的结果，而其本体论方面在替换下保持不变。我们现在将证明所得对象确实是一个**本**体。

命题 4.1. 本体 O_1 和 O_2 的异构连接 $O_1 \cup O_2$ 是一个本体。

证明。设 $O_1 = \langle C^1, \vdash^1, C_o^1, \Gamma_o^1 \rangle$ 以及 $O_2 = \langle C^2, \vdash^2, C_o^2, \Gamma_o^2 \rangle$。假设 $O_1 \cup O_2 = \langle C, \vdash, C_o, \Gamma_o \rangle$。根据 W. Carnielli 等人 [3, 命题 4.1.24], $\langle C, \vdash \rangle$ 是一个后承系统。根据定义，C_o 是一个签名，并且不难看出 $C_o \subseteq C$。

考虑通过纤维化得到的 $\emptyset^{\vdash}$，即 $\langle C, \vdash \rangle$ 的公理理论。显然，根据定义，我们有 $\emptyset \in \emptyset^{\vdash}$。因此 $\emptyset^{\vdash^1} \cup \emptyset^{\vdash^2} \subseteq \emptyset^{\vdash}$。

注意，对于每个 $\phi \in \Gamma_o^1$，$\tau_1^{-1}(\phi) \in \emptyset^{\vdash^1} \subseteq \emptyset^{\vdash}$。类似地，对于每个 $\psi \in \Gamma_o^2$，$\tau_2^{-1}(\psi) \in \emptyset^{\vdash^2} \subseteq \emptyset^{\vdash}$。因此，$O_1 \cup O_2$ 保留了本体论方面，因而是一个**本**体论。□

所得连接本体的本体论方面，简单地合并了输入本体的本体论方面。也就是说，没有采取额外步骤来处理前述同义性问题（不同符号具有相同预期含义的情况）和同名异义问题（同一符号具有不同含义的情况）。相反，这些问题可以通过 **ECsy** 中的态射来处理。请记住，本体可以存在于扩展开发图中，因此异构连接可以解释为

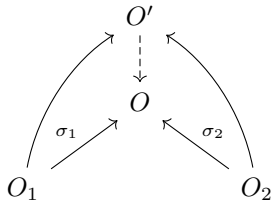


图2： O_1 与 O_2的异构连接。

将 O_1 和 O_2 的余积连同所需的态射添加到图中，如图2所示。

如果两个**本体**具有相同的共同词汇，即本体论方面的签名具有共同符号，那么可以添加态射来“预处理”输入**本体**。通过额外态射进行这种“预处理”，可以确保输入**本体**使用相同符号指代相同概念，并在存在同名异义问题时使用不同符号。图3对此进行了说明。

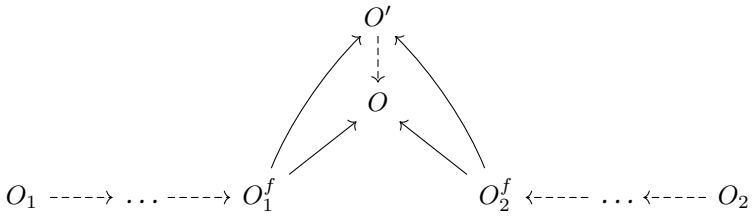


图3： O_1 与 O_2的异构连接，并进行了“预处理”。请注意，原始输入**本体**在连接之前可能会经历多个步骤，最终形成**本体** O_1^f 与 O_2^f 。

通过纤维化实现本体连接是一个很有吸引力的概念，因为它提供了一种组合本体的方法，同时确保扩展最小化并保留某些性质。W. Carnielli 等人 [3, 第150页-160]汇总的结果包括：当输入**本体**的后承系统具有结构性时，结构性和弱化关系的传递性得以保留；此外，紧致性也得以保留。他们还提出了三项使纤维化更具吸引力的特点：首先，它是一种齐次组合机制；其次，该机制具有算法性且易于扩展，扩展后承系统便是一个例子；第三，组合结果具有规范性，即它仅比**本体**的输入后承系统稍强。

基于纤维化的本体连接存在一些明显的不足。Marcelino、Caleiro 和 Baltazar 在一系列论文中证明， [1, 17, 18, 19], 一般而言，纤维化并不能保留逻辑可判定性——而这正是计算目的中备受追求的特性

。不过，不相交纤维化（即输入后承系统的签名互不相交时）确实能保留可判定性。此外，Marcelino、Caleiro 和 Baltazar [19] 证明，当纤维化后承系统保留了可判定性时，判定问题的复杂性可以多项式归约到输入后承系统中最难的判定问题。

如前所述，可以为后承系统增添解释系统，以构造与签名绑定的逻辑系统。此外，逻辑系统也可以进行纤维化，这就引出了可靠性保持和完备性保持的状态问题。A. Sernadas、C. Sernadas 和 Zanardo[31] 以及 Zanardo、A. Sernadas 和 C. Sernadas [36] 研究了纤维化在何种条件下能够保持完备性，并展示了纤维化后仍然完备的一类完备逻辑系统。

纤维化，更具体地说是代数纤维化，远非文献中唯一适用于后承系统、逻辑系统以及一般逻辑的组合运算。本节不打算详细讨论其他运算，因为本节旨在为构建基于后承系统的异质**本体**奠定初步基础。不过，以下将简要概述其中几项研究，因为它们涉及性质保持问题，也展示了 da Costa-塔斯基主义方法进一步发展的潜在路径：

1. 图论纤维化：A. Sernadas 等人 [30] 和 A. Sernadas 等人[32] 提出了一种基于多重图（或m-图）的纤维化图论描述，旨在对输入逻辑系统的模型进行逐点组合。M. E. Coniglio、A. Sernadas 和 C. Sernadas [5] 已证明，这种纤维化保留有限模型性质，因此在某些条件下可判定（有关此问题的更多信息，请参见 [16] ）。

2. 引入逻辑：这是一种非对称组合技术，最初由 Rasga、A. Sernadas 和 C. Sernadas [25] 提出。组合后的逻辑系统包含一个导入联结词，可将被引入逻辑中的公式转换为引入逻辑中的公式。Rasga、A. Sernadas 和 C. Sernadas [24] 已证明，这种技术能够保持可靠性和完备性；而在 [23]中，纤维化被证明可通过双向传输来刻画。双向传输是引入逻辑的一种扩展，其中包含一个导出联结词。

3. 逻辑的交组合：逻辑的交组合最初由 A. Sernadas、C. Sernadas 和 Rasga 提出 [29], ，是一种基于组合构造子的逻辑连接方法。组合构造子生成融合联结词，这些联结词继承输入逻辑的性质交集，而非其合取。研究表明，在一组可接受规则下，逻辑的交组合能够保持完备性和可判定性 [26]。

4.4 分解

分解的直观概念是从给定的**本体**中提取一个或多个子**本体**，使这些子**本体**在某种意义上弱于原**本体**。本体分解这一概念要求扩展**本体**和开发图的定义，以纳入 W. Carnielli 等人 [3, 第 391 页提出的分裂机制400]。

分解的第一步是引入 k-受限语言的概念。

定义 4.9（k-受限语言）。给定 $k \in \mathbb{N}$ 和一个签名 C，$L(C)[k]$是 $L(C)$ 中满足以下条件的公式集合 ϕ：其中出现的模式变元集合恰好是 $\{\xi_1, \ldots, \xi_k\}$。

范畴 **sSig** 在 **Sig** 的基础上引入了基于 k-受限语言的分裂签名态射，从而对其进行了扩展。

定义 4.10（分裂签名态射）。给定两个签名 C 和C'，它们之间的一个分裂签名态射 f，记为 $f : C \to C'$，是一个映射 $f : L(C) \to L(C')$，满足：若 $c \in C_k$，则 $f(c) \in L(C')[k]$。

$\hat{}$ 一个分裂签名态射 f 会导出一个映射 $f : L(C) \to L(C')$，满足：

- $f(\hat{\xi}) = \xi$ 当且仅当 $\xi \in \Xi$；$\hat{}$
- $f(c) = f(c)$ 当且仅当 $c \in C_0$；$\hat{}\,\hat{}\,\hat{}$
- $f(c(\phi_1, \ldots, \phi_k)) = f(c)(f(\phi_1) \ldots, f(\phi_k))$ 当且仅当 $c \in C_k$, $\phi_1, \ldots, \phi_k \in L(C)$ 且 $k > 0$。

这两个范畴**sSig**（拆分签名范畴）和**sCon**（分裂后承系统范畴）为本体分解提供了必要基础。

定义 4.11（范畴**sSig**）。范畴**sSig** 定义如下：

- 其对象为签名；
- 其态射是分裂签名态射。

两个签名态射 $f : C \to C'$ 和 $g : C' \to C''$之间的复合，记作 $g \cdot f$，定义为由映射 $\hat{}g \circ f : |C| \to L(C'')$ 给出的签名态射 $g \cdot f : C \to C''$。

恒等态射 $id_C : C \to C$ 定义为 $id_C(c) = c$，其中 $c \in C_0$，以及$id_C(c) = c(\xi_1, \ldots, x_k)$，其中 $c \in C_k$, $k > 0$。

定义 4.12（范畴 **sCon**）。分裂后承系统的范畴**sCon** 定义如下：

- 其对象是后承系统；

- 态射 $f\colon \mathcal{C} \to \mathcal{C}'$ 是 **sSig** 中的态射 $f : C \to C'$，且对于每个 $\Gamma \cup \{\phi\} \subseteq L(C)$,

$$\Gamma \vdash \phi \text{ implies } \hat{f}(\Gamma) \vdash' \hat{f}(\phi)$$

复合和恒等态射与**sSig**中的相同。

出于若干原因，没有必要将**sCon** 扩展为一个类似的范畴，使其对象为扩展后承系统。根据定义，**sCon**中的态射在分裂签名态射上保留蕴涵，这在本体知识的语境中是必要条件。此外，本体精化、集成和连接操作都要求保留或扩充扩展后承系统的本体论方面——对于本体分解而言，施加这一限制并无意义，因为其直观目标是能够从一个**本**体中提取有意义的部分，形成子**本**体。

在正式定义本体分解之前，以下命题对于确保我们所用的机制确实能生成**本**体至关重要。

命题4.2。 范畴**sCon** 具有任意小的非空对象族的积。此外，如果该对象族中的每个对象都是结构的，那么它们的积也具有结构性。

证明。 根据 W. Carnielli 等人 [3, 命题9.1.6]。 □

为了定义本体分解，需要扩展扩展开发图，使其包含与分裂后承系统态射相关的额外连接。这种新结构称为扩展可分裂开发图，以下简称 ESDG，其定义如下。

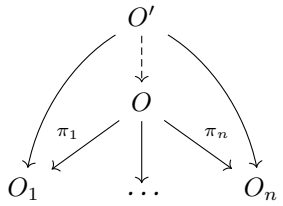
定义4.13 （扩展可分裂开发图）。 扩展可分裂开发图 或 ESDG，是一种扩展开发图 $\mathcal{AG} = \langle \mathcal{N}, \mathcal{L} \rangle$ 满足 $\mathcal{L}$ 包含额外的有向链接:

- 分裂链接 $K \xrightarrow{f} N$，对于每个 K，N，若底层后承系统之间存在一个属于**sCon** 的态射 f，且这些系统分别标记 K 和 N

最后，通过添加分裂链接，可以定义本体分解。

定义4.14 （本体分解）。 设 $O = \langle C, \vdash, C_o, \Gamma_o \rangle$ 是 ESDG 中的一个**本**体。若分解为一族本体 $O_1, \ldots, O_n$，则称 O :

1. 存在从 O 到各个 O_i、$1 \leq i \leq n$ 的分裂链接;
2. 生成图表是一个积。



请注意，如前所述，分解不会对本体论方面施加限制，而是依赖分裂态射所提供的蕴涵保持。也许这不太符合直觉：分解也不会以任何方式要求“组成部分”本体比输入本体更弱。不过，人们通常希望将其分解为一族较弱的本体，但根据命题4.2，至少确保结构性并非必要。

从 W. Carnielli 等人[3]的意义上说，本体分解也是为本体提供可能翻译刻画和语义的一种手段。鉴于当前目标是提出本体分解的初步方案，此时深入探讨这一主题并不在讨论范围内。尽管如此，本体分解仍有可能促成有趣的本体论机制的发展。事实上，一些本体在实践中已经采用某种形式的分解来描述目标本体。例如，BFO 就被分解为 SNAP 和 SPAN 子本体。

5 结论与未来工作

现阶段，达科斯塔-塔斯基主义还只是一项提议，因为尚无类似于卡尔纳普-戈根主义 HETS的实用、开箱即用且生产就绪的实现。不过，可以使用计算范畴论框架来实现这一方法，例如 AlgebraicJulia[4] 项目目前正在开发的框架；该项目基于 Patterson、Lynch 和 Fairbanks [22] 关于带属性 $\mathcal{C}$-集的研究。

尽管尚未实现，达科斯塔-塔斯基主义相比卡尔纳普-古根主义仍有一些理论优势：

- 本体的新修订定义基于语法表示，不受任何特定语义的限制，因此可以为本体赋予新颖的非关系语义。

- 基于纤维化的本体连接并不会强制生成的**本体**无论输入**本体**如何都具有某些属性。此外，历史上从纤维化发展而来的更复杂的组合运算可以纳入达科斯塔-塔斯基主义，以确保本体连接保留其他属性。

[4]https://github.com/AlgebraicJulia

• 向扩展开发图添加一种新逻辑，并不需要重建整个人工构造（例如格罗滕迪克机构），因为扩展后承系统在结构上简单且足够抽象，无需进行扁平化处理。

• 达·科斯蒂安-塔斯基主义支持一种额外的异质操作，即本体分解。不过，值得注意的是，卡尔纳普-古根主义也可以通过构造一个范畴论泛性质来说明类似的操作，这与本节提出的方法类似。

对于希望简要了解概况的读者，表5对卡尔纳普-古根主义与达科斯塔-塔斯基主义进行了比较分析。

	卡尔纳普-古根主义	达科斯塔-塔斯基主义
结构基础	语义	句法
哲学基础	描述性	规范性
精化?	✓	✓
集成?	✓	✓
连接?	✓	✓
分解?	✗	✓
实现成熟度	生产就绪	小步前进

表 1：卡尔纳普-古根主义与 da Costa-塔斯基主义主要特征汇总表。

参考文献

[1] C. Caleiro 和 S. Marcelino。“组合逻辑的可判定性保持与复杂度界”。载于：《数学》10.19（2022年）。 ISSN：2227- 7390。 DOI：10.3390/math10193481。 URL：https://www.mdpi.com/2227-7390/10/19/3481。[2] C. Caleiro 和 J. Ramos。“从纤维化到密码纤维化：坍缩问题的一种解决方案”。载于：*Logica Universalis* 1（2007年1月），第 71–92 页。DOI：10.1007/s11787-006-0004-5。[3] W. Carnielli 等人 逻辑的分析与综合：如何剪切和粘贴推理系统。第 35 卷。Springer Science & Business Media，2008年。[4] A. Citkin 和 A. Muravitsky。后承关系：林登鲍姆-塔斯基方法导论。牛津大学出版社，2022年。[5] M. E. Coniglio、A. Sernadas 和 C. Sernadas。“有限模型性质在纤维化下的保持”。载于：《逻辑与计算杂志》21.2（2010年7月），第 375–402 页。 ISSN：0955-792X。 DOI：10.1093/logcom/exq022。电子预印本：https://academic.oup.com/logcom/article-pdf/21/2/375/2775948/exq022.pdf。 URL：https://doi.org/10.1093/logcom/exq022。

[6] M. Coniglio。“迈向更强的逻辑间翻译概念”。载于：*Manuscrito* 28.2（2005年），第 231–262 页。[7] N. C. A. 达科斯塔。“逻辑与本体论”。载于：*Principia*：国际认识论杂志6.2（2002年），第 179–298 页。[8] S. Dahir 和 A. E. Qadi。“本体的适应性与互操作性综述”。载于：网络与信息技术25.4（2025年12月），第 98–115 页。ISSN：1311-9702。 DOI：10.2478/cait-2025- 0035。 URL：https://doi. org/10.2478/cait-2025-0035。[9] B. A. Davey 和 H. A. Priestley。格与序导论。第 2 版。剑桥大学出版社，2002年。 DOI：10.1017/CBO978051180908

8.

[10] D. M. Gabbay。《纤维语义与逻辑编织，第一部分：模态逻辑与直觉主义逻辑》。载于：符号逻辑杂志 61.4（1996），第1057–1120页。 DOI: 10.2307/2275807。[11] D. M. Gabbay。《纤维语义与逻辑组合概述》。载于：组合系统前沿：第一届国际研讨会，慕尼黑，*1996*年*3*月。F. Baader 和 K. U. Schulz 编。多德雷赫特：施普林格荷兰，1996，第1–55页。 ISBN: 978-94-009-0349-4。 DOI: 10. 1007/978- 94- 009- 0349-4_1。 URL: https://doi.org/10.1007/978- 94-009-0349-4_1。[12] N. Guarino。信息系统中的形式本体：第一届国际会议论文集（*FOIS'98*），*1998*年*6*月*6*日至*8*日，意大利特伦托。第46卷。IOS出版社，1998年。[13] N. Guarino。《理解、构建和使用本体》。载于：国际人机交互研究杂志46.2–3（1997年3月），第293–310页。 ISSN: 1071-5819。DOI: 10.1006/ijhc.1996.0091。 URL: https://doi.org/10.1006/ijhc. 1996.0091。[14] J. Hyland。《抽象证明论》。载于：纯逻辑与应用逻辑年刊 114.1（2002）。Troelstra纪念文集，第43–78页。 ISSN: 0168-0072。 DOI: https://doi.org/10.1016/S0168-0072(01)00075-6。 URL: https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0168007201000756。[15] O. Kutz、T. Mossakowski 和 D. L¨ucke。《卡尔纳普、Goguen与超本体：本体设计中的逻辑多元论与异构结构化》。英文。载于：*Logica Universalis* 4.2（2010年11月），第255–333页。 DOI: 10.1007/s11787-010- 0020- 3。 URL: http://dx.doi.org/10.1007/ s11787-010-0020-3。[16] L. Libkin。《有限模型论的其他应用》。载于：有限模型论基础。柏林，海德堡：施普林格柏林海德堡，2004，第275–289页。 ISBN: 978-3-662-07003-1。 DOI: 10.1007/978-3-662- 07003-1_14。 URL: https://doi.org/10.1007/978-3-662-07003-1_14。[17] S. Marcelino 和 C. Caleiro。《无共享联结词的纤维逻辑的可判定性与复杂性》。载于：*IGPL*逻辑杂志 24.5（2016）。 DOI: 10.1093/jigpal/jzw033。

[18] S. Marcelino 和 C. Caleiro。《纤维逻辑的刻画及其在保守性与有限值性方面的应用》。载于：《逻辑与计算杂志》 27.7（2016年8月），第2063–2088页。 ISSN: 0955-792X。DOI: 10.1093/logcom/exw023。电子版：https://academic.oup.com/logcom/article-pdf/27/7/2063/21322525/exw023.pdf。 URL: https://doi.org/10.1093/logcom/exw023。[19] S. Marcelino、C. Caleiro 和 P. Baltazar。《无共享联结词的纤维逻辑定理可判定性》。载于：通向普适逻辑之路：纪念*Jean-Yves B´eziau*五十寿辰文集，第二卷。A. Koslow 和 A. Buchsbaum 编。尚贝：施普林格国际出版，2015，第387–406页。 ISBN: 978-3-319-15368-1。 DOI: 10.1007/978- 3- 319- 15368- 1_18。 URL: https://doi.org/10.1007/978- 3- 319- 15368-1_18。[20] J. Marcos。《可能翻译语义》。载于：逻辑组合研讨会论文集：理论与应用（*CombLog'04*），于葡萄牙里斯本举行。2004，第119–128页。[21] J. Meseguer。《一般逻辑》。载于：逻辑与数学基础研究。第129卷。爱思唯尔，1989，第275–329页。[22] E. Patterson、O. Lynch 和 J. Fairbanks。《技术计算的范畴数据结构》。载于：组合性 4（2022年12月5日）。 ISSN: 2631-4444。 DOI: 10.32408/compositionality-4-5。 URL: https://doi.org/10.32408/compositionality-4-5。[23] J. Rasga、A. Sernadas 和 C. Sernadas。《作为双向传输的纤维化涵盖非对称组合》。载于：逻辑学研究：符号逻辑国际期刊 102.5（2014），第1041–1074页。 ISSN: 00393215, 15728730。URL: http://www.jstor.org/stable/43649674（访问于2024年2月6日）。[24] J. Rasga、A. Sernadas 和 C. Sernadas。《引入逻辑：可靠性与完备性的保持》。载于：逻辑学研究：符号逻辑国际期刊 101.1（2013），第117–155页。 ISSN: 00393215, 15728730。URL: http://www.jstor.org/stable/23488585（访问于2024年2月6日）。[25] J. Rasga、A. Sernadas 和 C. Sernadas。《引入逻辑》。载于：逻辑学研究 100（2012），第545–581页。 URL: https://api.semanticscholar.org/CorpusID:16034063。[26] J. RASGA、C. SERNADAS 和 A. SERNADAS。《逻辑组合时可容许规则的保持》。载于：符号逻辑评论 9.4（2016），第641–663页。 DOI: 10.1017/S175502031600024

1.

[27] T. Schneider 和 M. ˇSimkus。《本体与数据管理：简要综述》。载于：*KI - K¨unstliche Intelligenz* 34（2020年8月）。 DOI: 10.1007/ s13218-020-00686-3。

[28] A. Sernadas、C. Sernadas 和 C. Caleiro。《逻辑的纤维化作为一种范畴构造》。载于：《逻辑与计算杂志》9.2（1999年4月），第149–179页。 ISSN：0955-792X。 DOI：10.1093/logcom/9.2.149。电子版：https://academic.oup.com/logcom/article-pdf/9/2/149/2892952/090149.pdf。 URL：https://doi.org/10.1093/logcom/9.2.149。[29] A. Sernadas、C. Sernadas 和 J. Rasga。《逻辑的交组合》。载于：《逻辑与计算杂志》22.6（2012年），第1453–1470页。 DOI：10.1093/logcom/exr035。[30] A. Sernadas 等。《逻辑的图论纤维化》。载于：《逻辑与计算杂志》19.6（2009年），第1321–1357页。[31] A. Sernadas、C. Sernadas 和 A. Zanardo。《模态一阶逻辑的纤维化：完备性保持》。载于：*IGPL*逻辑杂志10.4（2002年7月），第413–451页。 ISSN：1367-0751。 DOI：10.1093/jigpal/10.4. 413。电子版：https://academic.oup.com/jigpal/article-pdf/10/4/413/2321115/100413.pdf。 URL：https://doi.org/10.1093/jigpal/ 10.4.413。[32] A. Sernadas 等。《逻辑的图论描述》。载于：《逻辑与计算杂志》19.6（2009年），第1281–1320页。[33] C. Sernadas、J. Rasga 和 W. A. Carnielli。《调制纤维化与坍缩问题》。载于：符号逻辑杂志67.4（2002年），第1541–1569页。 ISSN：00224812。 URL：http://www.jstor.org/stable/3648586（访问于2024年1月8日）。[34] A. Tarski。《演绎科学方法论的基本概念（一）》。载于：*Monatshefte f¨ur Mathematik und Physik* 37（1930年），第361–404页。[35] P. R. Visser 等。《本体不匹配分析：异质性与互操作性》。载于：*AAAI 1997*年本体工程春季研讨会。第89卷。斯坦福，美国。1997年。[36] A. Zanardo、A. Sernadas 和 C. Sernadas。《纤维化：完备性保持》。载于：符号逻辑杂志66.1（2001年），第414–439页。 ISSN：00224812。 URL：http: // www . jstor. org/ stable/2694931（访问于2024年2月6日）。