arXiv:2603.03743v1 [cs.DC] 4 Mar 2026

语义时间之矢，第二部分：开放原子以太网的语义

Paul Borrill DÆDÆLUS
paul@daedaelus.com开放研究者与
贡献者身份识别码:
0000-0002-7493-5189

2026年3月

摘要

本文是构成《语义时间之矢》的五篇论文中的第二篇。第一部分 [Borrill(2026a)]确立了计算的时间之箭是语义性的，而非热力学性的；同时，向前时间唯一（FITO）假设构成一种范畴错误。本文将进一步阐述其建设性的替代方案。

我们阐述开放原子以太网（OAE）链路的语义，将其作为一种非-FITO 协议架构的具体实现。核心见解是，因果序并非先验地假定，而是通过事务结构创建的：链路状态机经由 TENTATIVE → REFLECTING → COMMITTED 逐步推进，并可在提交前的任意时刻选择中止。交付并不意味着提交；提交需要反射式确认——也就是证明信息已完成往返，并经双方端点进行语义验证。

我们通过三个框架对这一点进行形式化。首先是 OAE 链路状态机，这是一种具有六种状态的有限自动机，其规范性不变量保证链路层不会发生语义损坏。其次是不定逻辑时间戳（ILT），这是一种四值因果结构，允许并发事件之间存在真正的不定关系（$a \leftrightarrow b$），并且只有在对称链路级交换之后，这种关系才会确定。第三是应用于链路的减速定理，它证明往返测量是确立因果序所需的最少交互——语义箭头在事务边界处显现，而非在其下层。

我们证明，对于可逆链路协议， ILT 的表达能力严格强于确定因果序（DCO）系统；并且标准验证工具（TLA$^+$、P语言）无法如实表示不定相位，除非将其归并为非确定性。我们将这些结果与量子信息论中的知识平衡原理联系起来，表明 OAE 链路的认知寄存器在协议层面实现了Spekkens玩具模型。

论文最后通过比较分析指出， OAE 实现了无限共识数——从而能够对任意并发对象进行无等待实现——而 RDMA、NVLink 和 UALink 由于其 FITO 语义，共识数仍然有限。

1 引言

本系列第一部分提出，计算中潜藏着一支时间之箭——它并非熵增的热力学之箭，而是一支语义上的箭，蕴含于 FITO 这一假设之中，并贯穿网络协议栈的每一层。我们指出，按照 Ryle [Ryle(1949)] 的观点，这一假设构成了一种范畴错误：把认知约定（消息的逻辑排序）当作本体论承诺（物理因果关系的定律）。

本文要问的是：纠正这一范畴错误后，协议架构会是什么样子？

答案并非仅仅停留在理论层面。开放原子以太网（OAE）是一种协议框架，体现了源自时间物理学的三项原则：

1. **交互派生因果性：** 因果序并非预先设定，而是通过事务的结构生成。2. **反射式确认：** 确立因果序所需的最小交互是一次往返——一条消息及其语义反射。3. **提交前可逆性：** 在双方确认之前，状态转换都是暂定的；只有到提交时才会出现不可逆性。

这些原则并非工程上的偏好。它们源自第一部分回顾的物理学：基本定律的时间对称性（Roberts [Roberts(2022)]）、不定因果序的真实性（Oreshkov et al. [Oreshkov et al.(2012)]），以及 Spekkens 所展示的：认识论限制无需本体性承诺，便能再现量子现象 [Spekkens(2007)]。如果正确的本体论认为因果序是从交互中涌现的，而非由背景结构强加的，那么协议就应据此设计。

本文其余部分安排如下。第 2 节追溯 FITO假设的源头——香农信道模型，并说明它如何经由 Lamport 的因果先后关系传播，最终成为分布式计算的一条隐含公理。第 3 节介绍原子性框架 ——语义箭头必须应对的三个正交失效维度。第 4 节规定 OAE 链路状态机及其规范性不变量。第 5 节介绍不定逻辑时间戳和四值因果结构。第 6 节运用减速定理，确立往返是最小因果交互。第 7 节将链路的寄存器结构与 Spekkens 的知识平衡原理联系起来。第 8 节对 RDMA、NVLink、UALink 和 CXL 进行比较分析。第 9 节总结全文并展望第三部分。

2 香农信道模型与 fito 的起源

克劳德·香农 1948 年的论文 [Shannon(1948)]将通信建模为单向过程：信源选择一条消息，发送器对其编码，信道以噪声将其扰乱，接收方再对其解码。信道容量定理确定了信息沿正向可靠传输的最高速率。

香农当时要解决的是一个具体问题——如何最大化电话线路的吞吐量；对于这一目的，他采用单向模型是恰当的。但当这一模型被采纳为网络协议的基础时，发生了一种微妙的提升。单向信道不再只是一种工程抽象，而成了通信的本体模型：信息从发送方流向接收方，而返回路径只是辅助性的——它是一种确认机制，并非通信本身的构成要素。[1]

Lamport的happened-before关系 [Lamport（1978）]将Shannon的 FITO扩展到了分布式系统理论中。通过定义 $a \to b$ ，使得每当 a 是消息的发送，而 b 是消息的接收时，

[1]每条真实的以太网链路在物理上都是双向的：自快速以太网（1995年）问世以来，全双工运行就已成为标准。然而，协议设计将返回路径视为开销——把确认应答视为可靠性机制，而不是交互在语义上的构成要素。链路上的时间之箭是由协议设计者设定的，而非由介质的物理特性决定。

Lamport编码了这样一种假设：信息流是单向的——发送方的状态可以影响接收方的状态，但反之则不然。正如配套论文 [Borrill（2026b）], 所示，这编码了三项隐式承诺：时间单调性、非对称因果关系和全局因果参照。

Edward Lee 阐明了更深层的问题：

> 确定性是模型的属性，而非物理世界的属性。 [Lee(2009)]

香农信道是通信的模型，而非通信本身。该模型是确定且单向的；物理介质则两者皆非。将模型的属性提升为本体论地位——把信道的前向方向视为因果关系的方向——正是 OAE所纠正的范畴错误。

3 原子操作框架

在明确链路状态机之前，我们必须先确定它要防范什么。当事务在执行过程中未能保全意义时，语义时间之箭便遭到违背。依照 [Borrill（2026c）],中的分析，我们确定了三个彼此正交的失效维度：

定义 3.1（三类失效）。

1. 已检测到的不可恢复错误（***DUE***）：能够被检测到并导致明确故障停止的故障。这类故障保留了语义箭头：系统知道自己发生了故障，并能据此采取行动。*2.* 静默数据损坏（***SDC***）：未被检测到的值损坏。语义箭头在无声无息中遭到破坏：数据解析正确，但含义却是错误的。*3.* 原子性错误：对原子可见性、一致性或完整性的违反。在分布式系统中，这是最主要的故障模式，也是 OAE 链路状态机的主要目标。

原子性错误可进一步分解为三个维度，每个维度都对应语义箭头可能遭到破坏的一种方式：

定义 3.2（三种原子性维度）。

1. 更新的原子性： 状态转换必须以不可分割的操作发生。任何观察者都不能看到部分应用的更新。*2.* 通信的原子性： 数据送达并不代表语义一致。消息可能完整无误地到达——每一位都正确——但接收方仍可能尚未提交发送方所意图的语义转换。*3.* 可见性原子性： 任何参与者观察到的状态都必须对应一个一致的快照。不得观察到跨时期状态——部分字段来自事务之前，部分字段来自事务之后。[2]这几个维度构成了三项以 RFC 2119 规范性措辞表述的不变量 [RFC 2119(1997)

]:

[2]OCP静默数据损坏倡议 [OCP（2024）] 主要关注静默数据损坏（SDC），即比特值的硬件级损坏。 OAE 框架将关注范围扩展到原子性错误；这类错误属于语义层面，而非句法层面。即使比特完整性完美无缺，只要原子性遭到破坏，系统仍可能发生灾难性的语义损坏。

A1. 系统 MUST NOT 暴露部分应用的更新。全局更新 MUST要么以原子方式提交，要么完全不提交。

A2. 交付确认 MUST NOT 应被视为语义一致。接收方 MUST 须在提交前验证完整性和语义一致性。

A3. 观测状态 MUST对应于一致性快照。跨时期状态 MUST NOT 不得被视为最终状态。

这些不变量定义了语义箭头要求什么。接下来将说明链路状态机如何强制执行这些不变量。

4 oae 链路状态机

OAE 链路状态机是一个包含六种状态的有限自动机，用于管理链路上每笔事务的生命周期。其设计体现了引言中阐述的三项原则：由交互推导出的因果关系、反射式确认，以及提交前可逆性。

定义 4.1 (OAE 链路状态。 链路状态机有六种状态:

重置 链路初始化或恢复。任何语义假设都不成立，也不会发生应用可见的状态交换。

空闲 静止且同步的链路。已准备好进行新的交互。没有尚未处理的暂定状态 .

暂定 语义内容的暂定传输。数据已发送，但任一端点都不会将其视为已提交。接收方将传入数据视为暂定数据。

反射 显式的语义反射。接收方将经解释的内容摘要反射回去，使发送方能够验证双方是否已达成语义一致。反射本身不会提交状态。

已提交 原子接受。必须显式执行向该状态的转换。所有暂定状态都会以原子方式变为可见。提交后，状态不得被静默撤销。

已中止 明确拒绝或回滚。所有暂定状态均被丢弃，不会留下任何可见的部分影响。

强制转换如下:

$$\text{RESET} \longrightarrow \text{IDLE} \tag{1}$$
$$\text{IDLE} \longrightarrow \text{TENTATIVE} \tag{2}$$
$$\text{TENTATIVE} \longrightarrow \text{REFLECTING} \tag{3}$$
$$\text{REFLECTING} \longrightarrow \text{COMMITTED} \tag{4}$$
$$\text{TENTATIVE} \longrightarrow \text{ABORTED} \tag{5}$$
$$\text{REFLECTING} \longrightarrow \text{ABORTED} \tag{6}$$
$$\text{COMMITTED} \longrightarrow \text{IDLE} \tag{7}$$
$$\text{ABORTED} \longrightarrow \text{IDLE} \tag{8}$$

[3]

链路状态机强制执行四项规范性不变量：

1. 除非两端点都已到达 COMMITTED，否则链路 MUST NOT 会暴露已提交状态。2. 链路 MUST NOT 根据交付、完成或顺序保证推断提交。3. 消息丢失、乱序或重复 MUST 会导致反射失败或显式中止。4. 超时 MUST 会导致 ABORTED，而非隐式提交。

不变量 (4) 直接否定了 FITO 的超时并重试（TAR）模式。在 FITO协议中，超时会触发向前重试；系统假定原始消息已丢失，并再次尝试。在 OAE 中，超时会触发中止：系统假定事务已失败，并返回到已知良好状态。前向推进并非通过重试相同操作实现，而是从静止状态发起一笔新事务。

5 不定逻辑时间戳

经典分布式系统为事件之间提供两种因果关系：有序（$a \to b$ 或 $b \to a$）和并发（$a \parallel b$）。并发关系属于剩余范畴：它的意思是“我们无法确定次序”，但该框架假定确定次序存在——只不过我们不知道而已。[4]

不定逻辑时间戳（ILT） [Borrill（2026d）] 引入了第四种因果关系，对应于 Oreshkov、Costa 和 Brukner 在量子力学中确立的不定因果序： [Oreshkov 等人（2012）]

定义 5.1（四值因果结构）。对于 OAE 链路上的事件 a 和 b，因果关系有以下几种：

$$a \prec b \qquad \text{（确定前向：} a \text{ 在因果上先于 } b\text{）} \tag{9}$$

$$b \prec a \qquad \textit{(definite backward: } b \textit{ causally precedes } a\textit{)} \tag{10}$$

$$a \parallel b \qquad \textit{(concurrent: causally independent)} \tag{11}$$

$$a \leftrightarrow b \qquad \text{（不定：顺序尚未确定）} \tag{12}$$

不定关系 $a \leftrightarrow b$ 是暂时且可逆的。只有经过对称的链路级交换——即链路状态机的反射阶段——它才会解析为其他三种关系之一。

不定关系并非认知不确定性（我们不知道顺序），而是本体层面的不确定性（顺序尚不存在）。这与量子力学中混合态（经典无知）和叠加态（真正的不确定性）之间的区别相呼应。$a \leftrightarrow b$ 变为确定关系，类似于叠加态在测量时发生坍缩——但在 OAE 中，“测量”指的是事务的反射阶段。[5]

[3]请注意 *absent*： TENTATIVE 与 COMMITTED之间不存在直接的状态转换。每次提交都必须经过 REFLECTING——往返是强制的，而非可选的。这是反射式确认的结构性保障：你无法提交尚未确认的内容。[4]Lamport [Lamport（1978）]指出：“如果 $a \nrightarrow b$ 且 $b \nrightarrow a$，则称两个不同的事件 a 和 b 是并发的。”并发是通过否定来定义的，即不存在排序。它不包含排序确实处于不定状态的可能性。[5]莱布尼茨桥综合中的 2 位编码 [Borrill（2026f）]： $\texttt{01} = a \prec b$、$\texttt{10} = b \prec a$、 $\texttt{00} = a \parallel b$、
$\texttt{11} = a \leftrightarrow b$ $\texttt{11}$ 。
经典分布式系统中的缺口在于单元格： 现有框架（Lamport、Fidge、Mattern）都无法表示它。

5.1 张量时钟

ILT 用一种更紧凑的表示方式取代了向量时钟：

定义 5.2 (张量时钟)。 节点 A 和 B 之间链路上的张量时钟是一个三元组 $TC = (c_A, c_B, d)$，其中：

- c_A 是 A 的诱导前向影响（即已发起的事务数量 A ），
- c_B 是 B 的诱导前向影响（即已发起的事务数量 B ），
- d 是已达到相互知识的对称轮次数（已完成的反射阶段数）。

张量时钟通过将状态限制在网状拓扑中的摩尔邻域内，避免了向量时钟的 $O(n)$ 空间膨胀。每条链路都独立维护自己的张量时钟；无需维护或同步全局时钟向量。这种局部性对于可扩展性至关重要：无论系统规模如何，每条链路所需的状态量都是恒定的。

5.2 可逆协议代数

在配备 ILT 的链路上，事务的生命周期由三个阶段组成：

1. **不定相位：** 超数据在链路上流转；方向尚未固定；端点操作之间的因果关系为 $a \leftrightarrow b$。2. **决议阶段：** 一方决定发起事务；方向标志被设置；反射阶段开始。3. **完成：** 不确定性坍缩为确定的因果序（$a \prec b$或 $b \prec a$）。经典DCO 机制（日志、审计追踪、TLA$^+$ 模型）可以安全地投射结果。

定理 5.3 (表达力)。 ILT 在可逆链路协议领域的表达力严格高于 DCO系统。

证明概要。 我们给出一种协议状态（不定相位，其中 $a \leftrightarrow b$），它可以在 ILT 中表示，却无法在任何 DCO 框架中表示。在 DCO中，每对事件要么有序，要么并发；不存在第三种情况。由于不定关系既非有序也非并发（它会在完成时解析为其中一种），因此无法对其进行忠实表示。形式化细节见 [Borrill(2026d)]。 □

引理 5.4。 没有任何 *TLA*$^+$ 规范能够忠实地表示 ILT 不定相位，而不将其坍缩为非确定性。

引理 5.5。 没有任何 *P* 语言机器能够将可逆的 ICO式因果对称性编码为原生语义结构。

6

这些结果具有实际意义。AWS 的系统正确性实践 [AWS(2025)],包括 TLA$^+$、P 模型和定理证明器，它们的语义核心都完全 DCO/FITO 。在因果关系仅向前发展且全局无环的前提下，它们可以验证协议是否正确运行。它们无法验证协议能否正确处理不定相位——正是这一相位使 OAE 链路比 FITO 协议更具表达力。

[6] TLA$^+$ 和 P 无法表示 ILT ，并非对这些工具的批评——它们在各自擅长的领域表现出色。这表明， FITO 内嵌于验证工具的 *metalogic* 之中，而不仅仅存在于它们所验证的协议中。我们需要新一代验证工具，使其能够原生表达不定因果序。

6 减速定理在链路中的应用

Gorard、Beggs 和 Tucker 的减速定理 [Gorard et al.()] 确立了物理系统中计算不可约性的下界。将该定理应用于经典散射机——一个抛射体被尖楔弹开并产生二元结果——可以看出，要挖掘任意多位小数的初始条件精度，就需要相应多的计算步骤。不存在捷径。

链路中的应用很直接。设有两个端点，爱丽丝和鲍勃，由一种物理介质连接。爱丽丝发送一条消息；鲍勃接收了它。在 FITO框架下，这足以确立因果序：send(m) $\rightarrow$ recv(m)。但实际上确立了什么？爱丽丝知道自己发送了一条消息。她不知道鲍勃是否收到了这条消息，不知道鲍勃是否按她的意图理解了它，也不知道鲍勃当前的状态是否与她一致。[7]

减速定理解释了其中的原因：确立两个事件之间的因果关系，至少需要一次往返。单条消息只能确立放置——数据已被传输。只有反射消息——即能证明接收方已处理内容并反馈语义摘要的消息——才能确立一致性。

这是网络层面对散射机器要求通过多次交互来挖掘精度的类比。在散射机器中，单次观测只能得到一位信息（左或右）；要提取 n 位信息，需要进行 n 次交互。在链路上，单条消息只能确立放置；要达成语义一致，则需要一次往返。

命题 6.1（往返下限）。要在链路上的两个事件之间确立确定因果排序，所需的最少交互是一次往返（消息加上反射响应）。这是减速定理的推论：单条消息的因果精度不足以确定相互语义状态。

6.1 子时间与不可见结构

减速定理揭示了链路中一种粗粒度观测无法察觉的子时间结构。在散射机中，抛射体可能被困在楔点，陷入持续乒乓——这种行为发生在测量装置分辨率“以下”。在链路上，与之类似的现象是超数据的循环流动——帧前比特持续在链路上传输，却从未越过 PCIe 边界 [Borrill(2026d)]。

这种子时间结构并非工程上的奇闻；它是不定因果关系得以维持的基底。事务的不定相位对应于超数据循环流动、尚未确定为某个确定方向的时期。不确定性的消解——从 $a \leftrightarrow b$到 $a \prec b$ 的状态转换——对应于抛射体逃出楔形区域：测量已经完成，先前处于子时间中的动力学过程也已投射到可观测时间中。[8]

[7]这是最纯粹形式的两将军问题。Gray [Gray(1978)] 证明，没有有限数量的消息足以保证协同行动。但问题比 Gray 所认识到的更深：问题不在于协同行动$impossible$，而在于仅前向消息并非实现协同行动的正确基本机制。[8]这种对应关系十分精确：在散射机中，被困的抛射体携带着 $information$（它已被散射），但在抛射体逃脱之前，这一信息 $invisible$。在链路上，超数据携带着语义内容，但应用程序只有在反射阶段结束后才能看到它。两者都是资源——可用、守恒，却隐藏不显。

6.2 完美信息反馈

当链路上的帧长度超过链路距离时，就会出现一种非同寻常的现象：确认应答在传输仍在进行时便已到达。Munamala 等人 [Munamala 等人(2025年)]将其称为完美信息反馈(PIF)：链路成为自身的时间参照，其往返时间短于传输时间。

PIF 将“发送”和“接收”的区别融为连续的双向交换。没有任何有意义的方式可以将一个端点称为“发送方”、另一个称为“接收方”；双方同时进行传输和反射。这正是因果序源于交互而非由协议约定强加的原理在物理上的实现。

在 PIF 条件下， OAE 链路状态机可以在单个帧时间内完成 TENTATIVE → REFLECTING → COMMITTED周期。无需在提议与确认之间留出任何时间间隔，语义箭头便已确立——该事务“诞生即已提交”，因为往返过程在正向传输完成之前就已结束。

7 链路层的知识平衡原理

Rob Spekkens的玩具模型 [Spekkens（2007）] 表明，量子力学的许多特征——包括纠缠、不可克隆、隐形传态和不确定性原理——都可以通过一个辅以单一认识论限制的经典模型来重现：知识平衡原理（KBP）。该原理指出，对于任何处于最大知识状态的系统，已知的信息量必须等于未知的信息量。[9]

莱布尼茨桥综合 [Borrill(2026f)] 直接适用于 OAE链路设计。每个链路端点都维护两类寄存器：

本体寄存器： 表示链路设想的 本体状态：四个位（每个方向两个位，共两个方向）。这些寄存器是理论构造——任何单一端点都无法访问完整的本体状态。ONT 寄存器表示的是：如果全知的观察者能同时看到两端，链路“本应具有”的状态；在任何物理实现中，都不存在这样的观察者。

认识寄存器： 存储可访问的 认知状态——端点对链路所知 的内容。两个位：恰好是本体状态的一半，依据 KBP。这是任何端点所能知道的全部。

KBP 约束意味着，每个端点始终恰好知道链路状态的一半。另一半是未知的——并非由于噪声或延迟，而是因为认识论限制构成了 协议本身。知道超过一半会违反 KBP ，并破坏与量子力学的类比；知道不足一半则会使端点无法参与事务。

这对链路状态机有一个具体影响。在 TENTATIVE状态中，发送方知道自己已提出状态转换（一个比特的认知状态），但不知道接收方是否已接受（另一个比特仍然未知）。在 REFLECTING 状态中，接收方的反射补上了缺失的比特，使 KBP在两个端点同时成立。只有当两个端点的认知状态都达到信息最充分的状态时，才会转换到 COMMITTED ——每一方都知道本体状态的一半，且双方掌握的信息彼此一致。

[9]对于本体状态包含 $2N$ 位的系统，认知主体最多只能知道 N 位。只要始终如一地应用这一条约束，就能在纯粹的经典框架中产生种类繁多的“量子”现象。

命题 7.1 (链路上的知识平衡)。 OAE 链路状态机实现了 *Spekkens* 的 KBP的一种经典实例：在事务的每个阶段，每个端点的认知状态都恰好包含确定事务结果所需信息的一半。要获得完整信息（足以提交），需要两个端点共同提供信息。

这就是为什么单边提交—— FITO “发送并假定已接收”的模式——不只是缺乏可靠性，更在认识论上自相矛盾：它声称知道链路的状态，而KBP 实际情况并不允许它知道这么多。

8 比较分析

现在，我们将 OAE链路语义与四种现有互连技术进行比较：RDMA（InfiniBand 和 RoCE）、NVLink、UALink 和 CXL。比较围绕语义之箭展开：哪些技术能在事务过程中保留语义，哪些则允许语义损坏。

8.1 RDMA：完成而未提交

RDMA 的单边操作（写入、读取、原子操作）是 FITO硬件层最纯粹的体现。远程写入在网卡发出信号、表明数据已放入接收方内存时即告完成。但“放入”并不意味着“已提交”：接收应用程序可能尚未看到数据；数据可能仍在网卡缓冲区中，尚未通过缓存层次结构变得可见；并且超过 8 字节的多字段更新并非原子操作。[10]

在 OAE 框架中，RDMA 的完成对应于 TENTATIVE状态：数据已提交提议，但尚未确认。RDMA 没有 REFLECTING 状态，也没有 COMMITTED 状态。网卡发出的完成信号被视为提交——这违反了不变量 A2（不得将交付视为语义一致）。

8.2 NVLink：基于信号的排序

NVLink 的语义模型比 RDMA 更强。其基于信号的排序保证：当信号操作到达目的端时，同一上下文中所有先前的放置操作都已可见。这是一种释放-获取语义：信号充当单向提交点。

在 OAE 框架中，NVLink 的信号对应于部分 REFLECTING 阶段：发送方知道数据已放置且可见。但该信号是单向的——接收方不会返回语义摘要。如果接收方对数据的理解与发送方的意图不同，这种偏差就无法检测。NVLink 提供可见性原子性（A3），但不提供通信的原子性（A2）。

8.3 CXL：缓存一致性而无事务语义

CXL 3.0 的反向失效机制 [CXL(2023)] 在缓存行级别提供由硬件强制执行的缓存一致性。当 CXL 设备修改缓存行时，会向所有可能持有过时副本的主机缓存发出反向失效侦听。这可确保每位读者都能看到每个缓存行的最新版本。

[10]Ziegler 等人 [Ziegler 等人（2024 年）] 首次对单边 RDMA 中的同步错误进行了全面分析，发现并发的缓存行读取可能导致字段组合在逻辑上无效，尽管完成信号已成功发出。操作已完成，语义却遭到破坏。

但缓存行一致性并不等于事务一致性。多缓存行更新并非原子操作：读者可能会看到一些更新前的缓存行，以及一些更新后的缓存行。CXL 在缓存行粒度上实现了可见性原子性（A3），但未在事务粒度上实现。与 RDMA 一样，CXL 没有 REFLECTING 阶段，也没有端点之间达成语义一致的机制。

8.4 共识数

比较这些技术的理论基础是 Herlihy 共识层级 [Herlihy(1991)]。对象的共识数是该对象能够解决无等待共识的最大进程数。

定理 8.1（ OAE的共识数）。 OAE 原语的共识数为无穷大，因此能够无等待地实现任意并发对象。

证明概要。 OAE 可以通过对由全局排序服务排序的决策寄存器执行比较并交换，实现 n进程共识。由于 OAE 事务是线性化的，且可逆性引擎保证进展（失败事务会中止并进入静止状态，而不会阻塞），因此该构造满足 Herlihy 对所有 n 的无等待要求。完整证明见 [Borrill(2026e)]。 □

	oae	RDMA	NVLink	CXL
共识数	∞	2	2	2
更新的原子性 (A1)	✓	部分	✓	部分
通信的原子性 (A2)	✓	—	—	—
可见性原子性 (A3)	✓	—	✓	行级
反射阶段	必需	缺失	缺失	缺失
可逆性	原生	—	—	—

表1：互连技术的语义比较。只有 OAE 强制实施全部三项原子性不变量，并提供反射阶段。

9 第三部分总结与预览

本文阐述了开放原子以太网链路的语义基础。核心论点是，语义时间之箭——即意义在事务之间得以保留的方向——并非由协议约定强加，而是由事务结构创造的。

OAE链路状态机通过三种机制来实现这一点：强制性的反射阶段（没有往返确认就不能提交）、ILT的四值因果结构（在暂定阶段允许真正不定的因果序），以及知识平衡原理（每个端点恰好知晓链路状态的一半，从而确保提交需要双边贡献）。

减速定理表明，这些机制并非工程偏好，而是物理必然性：往返测量是建立因果序所需的最小交互，而链路的子时间结构则提供了维持不定因果关系的基础。

第三部分 [Borrill(2026g)] 考察这些原则在工业规模下遭到违反时会发生什么：RDMA 的“完成谬误”及其对使用 32,000 个图形处理器进行人工智能训练所造成的后果。

致谢

本文借助人工智能辅助（Claude，Anthropic）进行文献整理、起草和 LaTeX 准备。该研究计划源自作者在硬件验证的确定性网络（VERITAS，2005）、复制状态机（REPLI- CUS，2008）、原子以太网（Earth Computing，2012–2020）以及 FITO范畴错误框架（DÆDÆLUS，2024 年至今）方面的工作。所有技术主张、解读和论证均由作者独自负责。

参考文献

[Borrill(2026a)] Borrill, Paul.《语义时间之矢，第一部分：从 Eddington 到以太网》。DÆDÆLUS，2026 年。

[Ryle（1949）] Ryle, Gilbert. 《心灵概念》. Hutchinson，1949年。[Roberts（2022）] Roberts, Bryan W.《逆转时间之矢》. 剑桥大学出版社，2022年。[Oreshkov 等人（2012）] Oreshkov, Ognyan, Costa, Fabio, and Brukner, ˇCaslav. “没有因果序的量子关联。”《自然·通讯》，3:1092，2012年。[Spekkens（2007）] Spekkens, Robert W. “量子态的认识论观点的证据：一种玩具理论。”《物理评论*A*》，75(3):032110，2007年。[Shannon（1948）] Shannon, Claude E. “通信的数学理论。”《贝尔系统技术杂志》，27(3):379–423，1948年。[Lamport（1978）] Lamport, Leslie. “分布式系统中的时间、时钟与事件排序。”《美国计算机学会通讯》，21(7):558–565，1978年。[Lee（2009）] Lee, Edward A. “计算需要时间。”《美国计算机学会通讯》，52(5):70–79，2009年。[Borrill（2026b）]Borrill, Paul. “Lamport 的时间之箭：逻辑时钟中的范畴错误。” DÆDÆLUS 技术报告，2026年。[Borrill（2026c）] Borrill, Paul. “高性能互连中的语义完整性与原子性。” DÆDÆLUS，2026年。[OCP（2024）] 开放计算项目。“人工智能中的静默数据损坏。” OCP白皮书，2024年8月。[RFC 2119（1997）] Bradner, S. “用于指示需求级别的 RFC 关键词。” RFC 2119，互联网工程任务组，1997年3月。[Borrill（2026d）]Borrill, Paul. “不定逻辑时间戳。” DÆDÆLUS 技术报告，2026年。[Gorard 等人（）] Gorard, Jonathan, Beggs, Edwin J., and Tucker, John V. “链路上的减速定理。”

[Munamala 等人（2025年）] Munamala, Karthik 等人。“以太网链路中的交替因果性。”2025年。[Gray（1978）] Gray, Jim. “数据库操作系统笔记。”载于《操作系统：高级课程》，《计算机科学讲义》第60卷，施普林格，1978年。[Herlihy（1991）] Herlihy, Maurice. “无等待同步。”《*ACM*编程语言与系统汇刊》，13(1):124–149，1991年。[Ziegler 等人（2024）] Ziegler, Tobias 等人。“使用单边 RDMA 实现正确、高效且可扩展同步的设计指南。”《*ACM* 数据管理论文集》（SIGMOD），2024年。[CXL（2023）] Compute Express Link 联盟。“CXL 3.0 规范。”2023年。[Borrill（2026e）] Borrill, Paul. “开放原子以太网：网络级事务内存的理论框架。”DÆDÆLUS，2026年。[Borrill（2026f）] Borrill, Paul. “莱布尼茨之桥：弥合网络技术、计算机科学与物理学之间的鸿沟。”DÆDÆLUS，2026年。[AWS（2025年）] 亚马逊云科技。“AWS 的系统正确性实践。”2025年。[Borrill（2026g）] Borrill, Paul. “语义时间之矢，第三部分：RDMA 与完成谬误。”DÆDÆLUS，2026年。[Fischer 等人（1985）] Fischer, Michael J., Lynch, Nancy A., and Paterson, Michael S. “存在一个故障进程时分布式共识的不可能性。”*ACM*《计算机学会会刊》，32(2):374–382，1985年。[Fidge（1988）] Fidge, Colin J. “保持偏序的消息传递系统中的时间戳。”《第*11*届澳大利亚计算机科学会议论文集》，1988年。[Mattern（1989）] Mattern, Friedemann. “分布式系统的虚拟时间与全局状态。”《并行与分布式算法》，1989年。[Hardy（2007）] Hardy, Lucien. “迈向量子引力：具有非固定因果结构的概率理论框架。” arXiv:quant-ph/0701019，2007年。[Gangidi 等人（2024）] Gangidi 等人。“面向 Meta 规模分布式人工智能训练的以太网上的 RDMA。”ACM SIGCOMM，2024年。[Hoefler 等人（2023）] Hoefler, Torsten and Roweth, Duncan 等人。“超大规模场景下的数据中心以太网与 RDMA：问题与挑战。” arXiv:2302.03337，2023年。