arXiv:2603.01405v1 [cs.DC] 2 Mar 2026

无时间方向的消息传递：约束语义与 FITO范畴错误

Paul Borrill
DÆDÆLUS
paul@daedaelus.com

2026年3月3日

摘要

消息传递通常被视为分布式系统的一种基本原语。本文指出，传统消息系统包含一种范畴错误：它们将逻辑依赖关系误解为时间传播过程。这一错误源于一种隐含的仅向未来时间（FITO）假设，该假设认为因果关系本质上沿时间轴具有方向性。我们将 FITO 形式化为对事件施加偏序，并证明时钟、调度和消息传播只是表征性产物，而非本体论原语。随后，我们以对称的约束关系重新表述交互，确定独立于时间方向的最小交互基底，并证明一个等价定理：在温和的假设下，广泛一类消息传递执行都可以表示为约束满足问题；反过来，约束满足实例也可以通过消息传递协议实现。我们将这一结果与 Lamport 时钟、Hewitt演员模型、Pratt偏序多重集、范畴论、相对论和不定因果序联系起来，并阐释其对 Open Atomic Ethernet 等反射式与可逆链路架构的工程意义。

1 引言

“消息传递 ”这一说法深深植根于计算机科学之中。它出现在演员模型、微服务、网络协议、操作系统内核和硬件互连中。这个说法似乎描述了一个显而易见的物理过程：发送方向接收方发送消息，而消息沿时间向前传播。

本文认为，这种叙述并非原始要素，而是叠加在一种更弱、更基础的结构之上的解释：状态之间的关系约束。标准叙述引入了一种有向影响箭头，并使其与假定的时间箭头保持一致。在许多情况下，这是一种实用的工程惯例。但一旦将其提升为本体论，它就会变成范畴错误：它把逻辑关系当作时间传输过程。

我们将这一隐藏前提称为仅向未来时间（FITO）假设。

2 从消息到本体

关于消息的常见论述包含若干承诺：

1. 存在一个发送方和一个接收方。

2. 存在一个消息对象。

3. 消息从发送方传递到接收方。

4. 这种传递发生在时间中，通常是向前的时间。

5. 发 送操作发生在调度器隐式或显式选定的某个时刻 y.

一旦接受“在某个时刻发送”的设定，时钟便随之出现。时钟一旦出现，同步便随之出现。同步一旦出现，漂移、偏斜和认知不确定性便随之出现。每一步都引入了额外的装置，以维持这种方向性叙述。

本文的核心论点是，这些装置大多只是表征层面的。它们并非交互这一最简概念所必需。

3 FITO 的形式化

设 E 是一个事件集合。

标准的分布式系统执行通常通过为事件指定优先关系来建模。

定义 1（FITO 排序）。 *FITO* 排序是一种偏序 $(E, \prec)$，用于表示“先发生”式的优先关系，其中 $\prec \subseteq E \times E$ 满足：

1. 自反性：对于所有 $e \in E$，均不成立 $(e \prec e)$。

2. 传递性： $e_1 \prec e_2$ 且 $e_2 \prec e_3$ 蕴含 $e_1 \prec e_3$。

3. 反对称性（对于严格序，这由自反性+传递性所蕴含，但为清晰起见我们将其列出）：并非$(e_1 \prec e_2 \ \wedge \ e_2 \prec e_1)$。

FITO解释断言，因果影响与 $\prec$相一致，并且可容许的系统叙事必须沿该关系向前。

4 无时间方向的约束系统

我们现在定义一种不预设时间方向的交互表示。

定义 2（约束系统）. 约束系统是一个二元组(S, C) 其中：

1. S 是局部状态（或变量赋值）的集合。

2. C 是一种兼容关系，用于规定哪些局部状态对（或元组）可以共存 .

在二元情形下， $C \subseteq S \times S$。

通常，核心结构是对称的。

定义 3（对称相容性）。 二元相容关系 $C \subseteq S \times S$ 是对称的，当且仅当

$$(s_1, s_2) \in C \implies (s_2, s_1) \in C.$$

5 范畴错误

定义 4（消息本体论中的范畴错误）。 当一种逻辑关系（相容性、蕴涵、约束）被视为一种时间传输过程（将对象从过去传播到未来）时，就会发生范畴错误。

逻辑相容性本身并无方向性，而时间传播则有方向性。FITO 将方向性引入本体。

6 时钟与调度作为派生结构

时钟通常　　被引入为函数 $t\colon E \to \mathbb{T}$ 到某个全序集 $\mathbb{T}$，使得　　t

$$e_1 \prec e_2 \Rightarrow t(e_1) < t(e_2).$$

这表明，时钟编码的是已经施加的顺序。它们不会生成逻辑依赖，而是提供一个索引。

调度被定义为一条规则，用于选择下一个发生的可执行事件，通常参照 t或其局部代理。

从约束视角来看，两者都是表征便利性。

7 事件驱动系统

事件驱动系统将连续动力学简化为离散转移。这或许比朴素的“消息运动”隐喻更实用。然而，大多数事件驱动形式体系仍假定事件具有内在的前向序列。

我们区分两个概念：

1. **作为可区分性的事件**：事件是局部状态发生的、可通过观察区分的变化。

2. **作为有序发生的事件**：事件是全局历史或偏序历史中的一个节点。

前者不需要 FITO，后者则需要。

8 Pomsets与偏序语义

Pratt偏序多重集将并发建模为事件上的偏序。Pomsets弱化了全序假设，但通常仍保留方向性先后关系。这相较于单一全局时间线有了重大改进，但仍然编码了一个箭头。

约束语义可以看作进一步的弱化：它不再假设语义基元本身必须是某种顺序。

9 消息执行与约束满足的等价性

本节给出了 v1.2 中的主要新结果。

我们关注一大类消息传递系统，其中消息是局部状态承诺的观测轨迹。

9.1 消息传递执行模型

设有一个有限的有限进程集 $P = \{1, \ldots, n\}$。每个进程 i 都有一个局部状态空间 S_i。

一次执行会产生一段历史，其中包含局部状态转移和消息事件。我们略去内部计算细节，只保留已观测承诺：

- 每个进程 i 都会发出一个有限的承诺序列 s_i^0， s_i^1，…，$s_i^{k_i}$其中 $s_i^j \in S_i$。
- 消息不被视为原语对象，而是被视为某些承诺已传达的证据。

我们假设一个温和的观测条件：局部承诺可以被识别（通过内容哈希、单调计数器、一次性随机数，或通过物理寄存器观测）。这在协议设计中是标准做法。

9.2 消息执行的约束编码

定义全局状态空间 $S = S_1 \times \cdots \times S_n$。

一次运行表示为：为每个进程选取一个已提交的局部状态，即一个赋值

$$\mathbf{s} = (s_1, s_2, \ldots, s_n) \in S.$$

协议施加跨进程兼容条件（例如："如果 i 已承诺在事务标识 x 下取值 v，那么 j 必须为 x 承诺相同的 v，或者为 x 承诺中止"）。

我们将其建模为针对局部状态元组的约束。

定义 5 (运行约束集)。 给定一个协议和一组已观测承诺，将 C 定义为满足以下条件的约束集：$\mathbf{s} \in S$ 有效，当且仅当它满足 C 中的所有约束。

由此得到一个约束满足问题（约束满足问题）：求满足 C 的$\mathbf{s} \in S$。

9.3 主要不等价定理

定理 1 （消息到约束的表示）。 考虑一个消息传递协议，其中 ***(i)*** 每条消息都可以解释为关于发送方局部承诺的可验证声明；***(ii)*** 协议接受条件可以表示为局部承诺集合上的一个谓词。那么，该协议的任意有限执行轨迹都会导出一个约束系统（S, C），使得该执行的被接受结果集合等于（S, C）的满足约束的赋值集合。

证明。 令 S_i 为进程 i 与局部轨迹一致的可能局部承诺集合。定义 $S = S_1 \times \cdots \times S_n$。

根据假设 (ii)，协议接受条件是一个作用于局部承- 诺的谓词 $A(\mathbf{s})$。构造 C 作为一组与 A 等价的约束（例如通过合取范式展开，或直接将 $C = \{A\}$ 作为单个全局约束）。当且仅当$\mathbf{s}$ 满足 C 时，它才被接受。

假设 (i) 确保消息观测会限制每个 S_i 中可能包含的局部承诺（消息作为证据缩小局部可能性）。因此，(S， C) 的满足约束的赋值与符合该轨迹的被接受的结果一致。

□

这个定理有意采用宽泛的表述。它指出，当消息是局部承诺的证据时，一次执行的语义内容就是一个约束满足问题，且无需定义时间顺序也能确定被接受的结果。

定理 2 (约束到消息的实现**)**。 设(S, C) 是一个定义在 n参与者之上、具有局部域 S_i 的有限约束系统。假设每位参与者都可以提出一个局部值，并通过交换有限证书来验证涉及该值的约束。那么，存在一种消息传递协议，其终止结果集合恰好等于(S, C)的满足约束的赋值集合。

证明。 一种标准构造采用分布式约束满足：每位参与者提出$s_i \in S_i$ ，并迭代交换约束满足的证书或反例。在有限性条件下，一个会终止的协议可以枚举候选赋值（最坏情况下数量可能呈指数级），并且仅接受满足 C的赋值。

关键在于存在性：消息协议可以实现约束语义，而无须将时间传播视为基础；消息用于交换有关约束满足的证书。

□

9.4 解释

这两个定理共同支持了以下核心主张：

> 在一大类系统中，消息是用于解决约束的表征性产物，而非沿时间向前传递因果关系的本体论原语。

这并不是说所有协议都能通过约束满足问题求解器高效实现，而是说，它们的语义内容往往可以表述为独立于内禀时间箭头的约束满足。

10 重新审视 Lamport 时钟

Lamport 时钟施加排序约束，以便对分布式历史进行推理。其关键洞见是：排序是逻辑上的，而非物理时间。这为我们的框架提供了支持：排序是一种派生关系，用于方便推理。

然而，FITO 将这种派生关系误当成了本体。

11 重新审视参与者

参与者模型将消息传递视为基本原语。约束视角则将参与者视为局部约束代理，将消息视为有关局部承诺的证书。该模型仍然有效，但本体论上的侧重点发生了变化。

12 范畴论视角

可以将约束系统理解为由状态和关系构成的范畴，或者更自然地，将其理解为定义在局部视图上的预层或层条件，其中全局一致性对应于将兼容的局部截面粘合起来。

对本文而言，重要的一点是：时间方向产生于选择了特定的分解或路径之时。它并非关系结构所固有。

13 相对论与绝对同时性的丧失 y

狭义相对论消除了全局同时性；不同的观察者会为类空分离事件赋予不同的时间排序。这表明，要求单一特权时间顺序的语义并非物理上根本的。

相比之下，约束关系可以用不变的方式表述：它们关联的是可观测的承诺，无需绝对同时性。

14 不定因果序

在允许不定因果序的框架中，某些过程复合可能不存在固定的偏序 $\prec$ 。这进一步动摇了将 FITO 视为普遍本体论的观点，并促使人们采用不预设方向的语义。

即使顺序不再有意义，约束语义依然有意义。

15 工程解释：Open Atomic Ethernet

Open Atomic Ethernet 可被解读为将约束视角下沉至链路层。它不再把帧视为单向传输对象，而是将链路视为一种反射性交互，由此产生关于接收内容与已作承诺的相互证据。

这使基本原语从单向发送转变为双边协议。
在这种方案中：

- “消息”并非一个移动的对象。
- 它是一项可由双方验证的协商承诺。
- 链路状态转换就是约束求解。

这降低了对假定单向前进的 FITO 式超时和重试逻辑的依赖。

16 比较表

模型	方向性原语	需要时钟	原语对象	语义核心
消息传递（朴素）	Yes	通常	消息	时间传输
事件驱动（典型）	Yes	通常	事件	有序转换
Pomsets	是（部分）	No	事件	偏序
约束语义	No	No	约束	兼容性/粘合
反思性关联（OAE）	No	No	承诺	相互证据

17 什么是不必要的，什么仍然存在

在约束解释下，以下内容作为本体是不必要的：

- 全局时间

- 单调时钟作为语义原语
- 事件的全序
- 消息运动隐喻
- 作为原语的单向发送。剩下的是：
- 可区分的局部承诺
- 兼容性约束
- 证据与验证
- 全局一致性即为可满足性

18 结论

通常所描述的消息传递蕴含着一种范畴错误：它将逻辑约束视为时间传输。FITO 假设引入了时钟、调度和有向传播，仿佛它们是基础性的。通过将交互重新表述为局部承诺之间的约束满足，我们能够区分表征便利性与语义必要性。这一转变与 Lamport 时钟、偏序语义、相对论和不定因果序的见解相契合，并推动了 Open Atomic Ethernet 等反思性、可逆的工程方法。

参考文献

[1] L. Lamport。《分布式系统中的时间、时钟与事件排序》。《ACM 通讯》，21(7)，1978。[2] C. Hewitt。《一种用于人工智能的通用模块化演员形式体系》。《IJCAI 会议论文集》，1973。[3] V. Pratt。《用偏序建模并发》。《国际并行编程杂志》，15(1)，1986。[4] A. Einstein。《论运动物体的电动力学》。《物理学年鉴》，1905。[5] L. Hardy。《具有动态因果结构的概率理论：量子引力的新框架》。arXiv:gr-qc/0509120，2005。