分类号 TK01+8 密级

U D C 621.3 编号 10003

清 华 大 学

博 士 后 研 究 工 作 报 告

基于分布式算法的能源互联网应用研究

王同贺

工作完成日期 2019 年 10 月—2021 年 10 月

报告提交日期 2021 年 9 月

清 华 大 学 （北京）

2021 年 9 月

基于分布式算法的能源互联网应用研究

The Study on the Application of Energy Internet Based on Distributed Algorithms

博　士　后　姓　名　王同贺

流动站（一级学科）名称　自动化系控制科学与工程

专　业（二级学科）名称　控制理论与控制工程

研究工作起始时间　2019 年 10 月 23 日

研究工作期满时间　2021 年 10 月 31 日

清华大学人事处（北京）

2021 年 9 月

基于分布式算法的能源互联网应用研究

王同贺

摘 要

许多拜占庭容错（Byzantine fault tolerance, BFT）共识系统在扩展方面存在问题。本文提出了一种名叫 peaBFT 的分布式共识算法，它综合了现有三种算法的优点：PnyxDB、ezBFT 和 Abstract。具体地说，受 ezBFT 和 PnyxDB 的启发，peaBFT 通过集成推测性执行机制来减少客户端延迟。同时，peaBFT 继承了 Abstract 的可中止 BFT 原型，该原型在共识失败时立刻中止请求处理，从而减轻了服务器的工作负载，避免了在容错期间强制客户端等待回复。peaBFT 的核心设计思想是在服务器吞吐量的降低和客户端延迟的降低之间进行权衡。仿真结果表明，peaBFT 的客户端延迟得到了有效的降低。

信用机制有助于提高区块链的效率，增强能源交易市场的公平性。然而，分布式信用机制在能源领域的应用还没有得到充分的研究。本文中设计了一个分布式信用系统，信用分数由参与者的行为决定。其实施依赖区块链智能合约技术实现分布式和自动化的信用管理。分布式信用系统反过来有助于为区块链实施代理共识算法，并为点对点能源交易实施基于信誉的 k-双拍卖配对策略。通过对综合系统的模拟，数值结果显示了分布式信用在提高区块链效率和平衡点对点能源交易中买卖双方公平性指标方面的作用。

共识在分布式控制中得到了广泛的应用，其中分布式个体需要通过通信链路与邻居共享其状态，以实现共同控制目标。然而，现有基于共识的能源系统控制策略的目标很少涉及电池折旧成本，这是评估电池储能（battery energy storage, BES）系统性能和可持续性的重要指标。本文针对多微网系统，提出了一种基于共识的最优控制策略，以最小化电池折旧成本为目标。分布式共识用于同步所有微网中 BES 输出功率与 BES 荷电状态（state of charge, SoC）的比率。由于复杂的非线性问题难以用传统方法解决，本文设计了一种基于压缩感知的梯度下降（compressive sensing-based gradient descent, CSGD）方法来求解控制问题。数值仿真结果表明，与不考虑电池折旧的控制方法相比，本文的控制策略使电池折旧成本平均降低 74.24%。

关键词：可中止 BFT；拜占庭容错；共识；可拓展性；推测性执行；信用；区块链；能源互联网；点对点能源交易；智能合约；分布式控制；折旧成本；压缩感知；多微网

Abstract

Many Byzantine fault tolerant (BFT) consensus systems have problems in scaling. This paper proposes peaBFT, a distributed consensus algorithm that combines the features of PnyxDB, ezBFT, and Abstract. Specifically, inspired by ezBFT and PnyxDB, peaBFT reduces the client-side latency by integrating the speculative execution mechanism. In addition, peaBFT inherits the abortable BFT prototype of Abstract that aborts requests when consensus fails, thus relieving the workload of servers and avoiding forcing clients to wait during fault tolerance. The core design idea of peaBFT is to trade off a decrease in server throughput against a reduction in client-side latency. The simulation results of this paper show that the client-side latency of peaBFT is effectively reduced.

Recent works have proved that reputation can help improve the efficiency of blockchain and enhance the fairness of energy trading markets. However, the application of reputation in the energy field has not been fully studied yet. In this paper, we design a distributed reputation system, where reputation scores are decided by the behavior of participants. It relies on the smart contract technology of blockchain to achieve distributed and automatic reputation management. Distributed reputation in turn helps to implement a delegated consensus algorithm for blockchain and a reputation-based k-double auction matchmaking scheme for peer-to-peer energy trading. By simulating the comprehensive system, the numerical results demonstrate the effects of distributed reputation in improving the efficiency of blockchain and balancing fairness indicators between sellers and buyers during peer-to-peer energy trading.

Consensus has been widely used in distributed control, where distributed individuals share their states with their neighbors through communication links to achieve a common goal. However, the objectives of existing consensus-based control strategies for energy systems seldom address battery degradation cost, which is an important performance indicator to assess the performance and sustainability of battery energy storage (BES) systems. In this paper, we propose a consensus-based optimal control strategy for multi-microgrid systems, aiming at multiple control objectives including minimizing battery degradation cost. Distributed consensus is used to synchronize the ratio of BES output power to BES state-of-charge (SoC) among all microgrids. Since our complex nonlinear problem might be difficult to solve by traditional methods, we design a compressive sensing-based gra-

dient descent (CSGD) method to solve the control problem. Numerical simulation results show that our control strategy results in a 74.24% reduction in battery degradation cost on average compared to the control method without considering battery degradation.

Keywords: abortable BFT; Byzantine fault tolerance; consensus; scalability; speculative execution; reputation; blockchain; energy Internet; peer-to-peer energy trading; smart contract; distributed control; degradation cost; compressive sensing; multi-microgrid

目　次

插图和附表清单 VII

第 1 章　引言 1

1.1　分布式共识 1

1.2　能源区块链 2

1.3　基于共识的分布式控制 4

1.4　相关文献 5

1.4.1　分布式共识相关文献 5

1.4.2　能源区块链相关文献 6

1.4.3　分布式控制相关文献 7

1.5　贡献 9

第 2 章　分布式共识系统效率改进 11

2.1　模型与问题 11

2.2　PEABFT 算法描述 12

2.2.1　首轮运行 13

2.2.2　二轮运行 14

2.2.3　中止 15

2.2.4　空隙填补 15

2.2.5　不当行为证明 16

2.3　正确性分析 16

2.3.1　非平凡性 16

2.3.2　一致性 16

2.3.3　可中止活性 17

2.4　仿真实验 17

2.4.1　基本设置 17

2.4.2　客户端可拓展性 18

2.4.3　服务器可拓展性 19

2.4.4　中止率 19

2.4.5　容错性 19

第 3 章　高效共识算法在能源区块链中的应用研究 21
3.1　分布式信用系统 RBT 21
3.1.1　信用框架.....21
3.1.2　分布式实施.....23
3.2　基于信用的区块链.....24
3.2.1　代理 PBFT.....25
3.2.2　离线验证.....25
3.2.3　共识节点的规则.....27
3.3　基于区块链和信用的 P2P 能源交易.....28
3.3.1　基于信用的 P2P 交易机制 28
3.3.2　买卖双方的信用规则.....32
3.3.3　P2P 能源交易的公平性 32
3.4　仿真测试.....33
3.4.1　RBT 信用分数 33
3.4.2　基于信用的代理 PBFT.....35
3.4.3　基于信用的区块链的应用关注点.....39
3.4.4　基于信用的 P2P 能源交易案例研究 39

第 4 章　共识控制在分布式能源系统中的应用研究 45
4.1　系统描述.....45
4.1.1　单个微网动态.....45
4.1.2　基于共识的控制.....47
4.1.3　多微网系统动态.....49
4.2　控制优化目标.....50
4.2.1　控制目标.....50
4.2.2　问题表述.....52
4.3　通过压缩感知求解.....52
4.3.1　基于压缩感知的状态变量还原.....52
4.3.2　基于压缩感知的梯度下降求解随机最优控制.....53
4.4　仿真结果.....54
4.4.1　收敛和共识.....55
4.4.2　电池储能系统的管理.....57

第 5 章　结论 60

致　谢……61

参考文献……62

个人简历、发表的学术论文与科研成果……73

插图和附表清单

图 2.1 请求的状态转换 12
图 2.2 依赖关系图示例 13
图 2.3 随着客户端数量的增加 peaBFT 和 ezCons 的客户端延迟和服务器吞吐量 18
图 2.4 随着服务器数量的增加 peaBFT 和 ezCons 的客户端延迟和服务器吞吐量 19
图 2.5 随着客户端和服务器数量的增加 peaBFT 的中止率 20
图 2.6 随着拜占庭故障率的增加 peaBFT 和 ezCons 的吞吐量 20
图 3.1 分布式信用、区块链和 P2P 能源交易之间的相互关联 21
图 3.2 RBT 框架的三个模块 21
图 3.3 基于区块链的 RBT 实施 24
图 3.4 原始 PBFT 和委托 PBFT 的信息流 26
图 3.5 基于区块链和信用的 P2P 能源交易系统架构 29
图 3.6 基于信用的 P2P 能源交易工作流程 30
图 3.7 综合信用分数的 4 种典型趋势 36
图 3.8 基于代理 PBFT 的区块链和基于 PBFT 的区块链的服务器可拓展性比较 37
图 3.9 基于代理 PBFT 的区块链和基于 PBFT 的区块链的客户端可拓展性比较 38
图 3.10 基于代理共识的区块链和基于 PBFT 的区块链之间的容错性比较 39
图 3.11 P2P 能源交易中基于信用的 k-双拍卖和无信用的 k-双拍卖中卖家平均收入和买家平均成本对比 41
图 3.12 基于信用的 k-双拍卖和无信用的 k-双拍卖之间的买方/卖方公平性指标对比 42
图 4.1 微网示例 45
图 4.2 用于仿真的多微网网络拓扑 55
图 4.3 MG_3 中负载和 PV 功率变化 56
图 4.4 目标函数收敛性 57
图 4.5 共识变量 r_i 最终达到共识 57
图 4.6 MT 控制信号比较（有共识与无共识） 59
图 4.7 BES 的输出功率和 SoC 比较（有控制与无控制） 59

表 1.1 能源系统中基于共识的控制的相关研究 8
表 2.1 实验配置 18
表 3.1 基于信用和基于 PBFT 的区块链之间的性能比较.....37
表 3.2 根据 [131] 中的管理标准分析应用关注点 40
表 3.3 供应订单案例 41
表 3.4 需求订单案例 42
表 3.5 基于信用的 k-双拍卖的匹配结果.....43
表 3.6 不考虑信用的 k-双拍卖[118]的匹配结果 44
表 4.1 常数和参数选择 56
表 4.2 CSGD 法与 MC 法计算耗时的比较 58
表 4.3 不同采样点数下 CSGD 法与 MC 法的精度比较.....58
表 4.4 电池折旧成本 J_{dc} 对比.....59

符号表

缩略词

BES	电池储能（battery energy storage）
BFT	拜占庭容错（Byzantine fault-tolerant）
CN	共识节点（consensus node）
CSGD	基于压缩感知的梯度下降（compressive sensing-based gradient descent）
DCS	去中心化-一致性-可拓展性（decentralization-consistency-scalability）
EB	能源买家（energy buyer）
ES	能源卖家（energy seller）
MC	蒙特卡洛（Monte Carlo）
MT	微型涡轮（Microturbine）
P2P	点对点（peer-to-peer）
PBFT	实用拜占庭容错（practical Byzantine fault tolerance）
PV	光伏（photovoltaic）
RBT	基于区块链的能源交易信用系统（reputation for blockchain-based energy trading）
SoC	荷电状态（state of charge）
WT	风力涡轮机（wind turbine）

第 2 章

n	服务器副本数量
f	同时发生拜占庭错误的最大副本数量
T	全局稳定时间
Δ	最大传输延时
$r, r_1, r_2, \cdots$	请求
G	依赖关系图
$D(r)$	请求 r 的依赖集
c	客户端

ℓ	领导者副本
$L(c,i)$	客户端 c 与副本 i 之间的传输延时
op	请求操作序列
ts	请求提交时间戳
m_{prepare}	准备信息
$h(\cdot)$	哈希函数
seq	请求序列号
$state_i$	副本 i 的当前状态
ddl	请求（绝对）失效时间
m_{vote}	投票信息
$result_i$	副本 i 的执行结果
m_{commit}	表态信息
$cert$	认可证明
m_{recall}	召回信息
m_{abort}	中止信息
E_i	副本 i 正在处理的失效请求集合
$deadlin_i$	副本 i 中止等待时间
max_seq_i	副本 i 所知最大序列号
m_{fill}	空隙填补信息
pom	错误行为证据

第 3 章

R	综合信用分数
R_{CN}	共识节点信用分数
R_{ES}	能源卖家信用分数
R_{EB}	能源买家信用分数
$\chi_{CN}, \chi_{ES}, \chi_{EB}$	特征系数
w_{CN}, w_{ES}, w_{EB}	影响因子
$R_{\min}$	信任下限分数
$C(r)$	请求 r 的投票委员会
R_{CN}^{+}	共识成功的信用提升
$R_{CN}^{L,+}$	领导者节点的额外信用奖励
R_C	投票委员会的平均信用分数
R_{CN}^{-}	共识失败的信用降低

$R_{CN}^{L,-}$	领导者节点的额外信用惩罚
$bp_{\min}, bp_{\max}$	允许的最低、最高投标价格
$op_{\min}, op_{\max}$	允许的最低、最高发行价格
$rank_{buy}$	购买等级
$rank_{sell}$	销售等级
bp	订单投标价
op	订单发行价
tp	交易价格
k	k-双拍卖系数
R_{ES}^{+}	交易执行成功的卖家信用提升
R_{EB}^{+}	交易执行成功的买家信用提升
R_{ES}^{-}	交易执行失败的卖家信用降低
R_{EB}^{-}	交易执行失败的买家信用降低
SFI	卖方公平性指标
BFI	买方公平性指标
FF	公平系数
$income$	交易中的总收入
$cost$	交易中的总支出
E_{sell}	交易中能源销售总量
E_{buy}	交易中能源购买总量
$r(\cdot,\cdot)$	相关系数

第 4 章

n	微网个数
MG_i	第 i 个微网
W_i^{Load}	描述负载功率波动的 Wiener 过程
W_i^{PV}	描述 PV 功率波动的 Wiener 过程
P_i^{Load}	负载功率
P_i^{PV}	PV 功率
$\rho_i^{\text{Load}}, \rho_i^{\text{PV}}, \sigma_i^{\text{Load}}, \sigma_i^{\text{PV}}$	系统常数
SoC_i	BES 荷电状态
P_i^{BES}	BES 功率
Q_i	BES 电池容量
η_i	BES 充放电效率

$\eta_i^{\text{in}}, \eta_i^{\text{out}}$	BES 充电、放电效率
$P_i^{\max}$	BES 最大功率
$SoC_i^{\min}, SoC_i^{\max}$	推荐 SoC 下限、上限
P_i^{MT}	MT 功率
u_i^{MT}	对 MT 施加的控制信号
ρ_i^{MT}	系统常数
k_i^{MT}	MT 控制增益
$P_i^{\text{in}}(t)$	输入 MG_i 的功率
$\mathcal{G} = (\mathcal{V}, \mathcal{E})$	以 $\mathcal{V}$ 为顶点集，$\mathcal{E}$ 为边集的无向图
(i, j)	MG_i 与 MG_j 之间的通信链路
$\mathcal{N}(i)$	MG_i 的邻接集
$\mathcal{A} = (a_{ij})_{n\times n}$	邻接矩阵
r_i	BES 功率与 SoC 的比值
κ_i^r	常数
u_i^r	局部状态反馈函数
$K = (k_{ij})_{n\times n}$	共识系数矩阵
e_i	共识误差
J	优化目标
J_{cons}	共识误差性能指标
J_{dc}	电池折旧成本性能指标
J_{soc}	SoC 越界惩罚性能指标
J_{bes}	BES 功率越界惩罚性能指标
$\epsilon_1, \epsilon_2, \epsilon_3, \epsilon_4$	程度因子
$\mathbb{I}(\cdot)$	特征函数
ϕ_i^{soc}	SoC 越界惩罚函数
ϕ_i^{bes}	BES 功率越界惩罚函数
x	状态变量
$\boldsymbol{c}$	状态变量的 Hermit 展开系数
$\{\xi_j\}_{j=1}^{\infty}$	从标准正态分布中选择的独立同分布随机变量
$\{\varphi_j\}_{j=1}^{\infty}$	正交基
X	状态变量的样本点仿真
Ψ	信息矩阵
d	多项式展开截断项数目
N	样本点数量
z	步长

γ	容忍参数
λ	共轭状态
H	Hamilton 函数
ℓ	循环迭代指标
T	观察终止时间

第 1 章　引言

如今，由于能源短缺危机，人们越来越重视可再生能源的利用[1]。随着大量如光伏（photovoltaic, PV）或风力涡轮机（wind turbine, WT）等可再生能源发电设备的接入，传统的集中式能源系统越来越难以应对可再生能源的不确定性、非线性和间歇性的挑战[2]。因此，新一代能源系统及其控制策略更有可能以分布式方式工作[3]。

“能源互联网”概念的提出，是为了鼓励能源技术与信息和通信技术的深度融合[4]。关于能源互联网的具体定义没有达成共识，但其范围通常比智能电网或微电网更广。更详细地说，能源互联网系统除了电力系统外，还可以是天然气或运输系统，其能源形式包括电能、热能等。此外，由于能源互联网鼓励分布式能源系统的广域协调以及本地消费，用户参与度更高[5]。

本文将通过以下 3 个话题，详细研究分布式算法在能源互联网中的应用：

- 分布式共识系统效率的改进；
- 高效共识算法在能源区块链中的应用；
- 基于共识的分布式控制在分布式能源系统中的应用。

1.1　分布式共识

在实践中，分布式系统需要承受各种错误和攻击。发生拜占庭错误的进程可以做出任意行为并偏离规定的执行[6]。拜占庭容错（Byzantine fault-tolerant, BFT）共识算法通过在每个服务器中实现状态机副本（简称副本）来保持系统同步。在一个拥有 n 个副本的分布式系统中，如果存在拜占庭错误的副本数量 $f \leqslant \lfloor (n-1)/3 \rfloor$，则拜占庭容错共识算法能够使所有正确的副本做出相同的决定，从而保证数据的一致性[7]。实用拜占庭容错（practical Byzantine fault tolerance, PBFT）是第一个可以在实际系统中实现的 BFT 算法[8-9]。然而，PBFT 大量使用全对全的广播通信模式，其**通信复杂度**（即完成任务所需的消息传输数量）为 $O(n^2)$，这将给大型系统中的服务器通信带来巨大的工作负载。因此，PBFT 和其他基于 PBFT 的算法很难在大型系统中实现[10-13]。

Zyzzyva 是最著名的 BFT 算法，它避免使用全对全的广播通信[14]将通信复杂度降低至 $O(n)$。但类似 Zyzzyva 的算法（例如，*h*BFT[15]、EZBFT[16]和 FAB[17]）因在关键步骤中赋予客户过多权限而受到批评，以致其一致性很容易被发生错误的客户所破坏[18-20]。然而，根据著名的去中心化-一致性-可拓展性（decentralization-

consistency-scalability, DCS）定理，分布式共识不能同时满足完全去中心化、强一致性和全局可拓展性[21]。因此，实践者认为，Zyzzyva 这种为提高可伸缩性（或效率）而牺牲一致性（或安全性）的做法通常是可以接受的。

在上述算法中，ezBFT 允许多个领导者同时为不同的客户服务，从而大大提高了效率。该算法同时还继承了 Zyzzyva 算法的**推测执行**机制。更详细地说，一旦请求被接收，推测性执行将使副本在不知晓请求依赖关系的前提下尝试性地执行请求的操作[22]。如果发现先前的推测性执行有误，副本将调用对该执行的回滚操作，并根据新的请求依赖关系再次执行推测性执行。这种策略可以通过在达成共识之前使用推测执行的结果响应客户端，从而减少客户端的等待时间。除此之外，*Aliph* 通过推测性执行实现了更高的吞吐量和更低的延迟，这也归因于它的轻量级检查点子程序[23]。为了增强对拜占庭客户端错误的鲁棒性，*h*BFT 也使用推测性执行来提高其效率[15]。

在包括 ezBFT 在内的许多 BFT 算法中，选择一个区别于其他副本的领导者副本的做法非常常见，因为如果领导者正确工作，它可以大大加速请求的执行。然而，这些算法还需要复杂的恐惧和领导者更换子策略，当共识实例失败时，这些子策略可能会显著降低系统的速度[24]。为了防止错误领导者造成的瓶颈，Abstract 允许副本**中止**客户端请求，然后处理错误，而无需让客户端等待正确的共识结果[23]。在这种情况下，客户端将接收到中止历史记录，并在此基础上准备稍后重新提交被中止的请求。这种做法降低了客户端延迟，减轻了由于请求堆积而对服务器造成的压力，避免了复杂子策略（如检查点或领导者变更），同时防止通过提交导致共识失败的恶意请求来减慢系统的速度。

另一方面，PnyxDB 是一个适用于分布式数据库的无领导 BFT 算法，它通过设置认可阈值来降低其推测执行的回滚率，并且实现了轻量的检查点子程序，这大大降低了算法在实际系统中实现的难度[25-26]。

1.2　能源区块链

自**区块链**技术[27]问世以来，已有大量基于区块链的能源交易研究工作和实践项目。区块链系统维护一个包含数据的区块链表，任何对区块链的修改都需要通过分布式共识算法获得参与者（或节点）的认可才能生效[28]。作为区块链 2.0 相较于区块链 1.0 的重大改进，**智能合约**是一种可编程脚本，一旦预定义的执行条件得到满足就可以自动运行[29]，这进一步扩大了区块链的应用范围。区块链的一些有利特性总结如下：

- **去中心化.** 系统不由任何中心化的个人或团体拥有、操作或控制。这有助于消除人为的失误和操纵[30]。此外，在与交易相关的场景中，去中心化也有助于规避额外的中间交易费用[31]。
- **透明性.** 为了以共识的方式对区块进行认可，需要在所有参与者中传播区块。数据透明性可以防止腐败，并使系统更加可信[32]。
- **可追溯性和不可篡改性.** 链式数据结构可通过追溯以前的块访问所有历史数据。此外，区块的修改需要参与者之间的共识，这使得任何个人篡改区块链数据都更加困难。这两个属性对于参与者和服务提供商之间的相互信任非常重要[33]。
- **自动化.** 区块链的自动化由智能合约技术支持，智能合约技术在满足预定义条件时自动运行。除了提高效率外，它还可以消除由人工造成的意外错误或恶意操纵[34]。

作为研究最广泛的信息和通信技术之一，区块链推动了分布式能源系统在各种场景中的应用。例如，去中心化能源交易[35]、能源加密货币[36]、自动化计量和计费[37]、绿色证书交易[38]和碳排放额度交易[39]、自动化能源管理[40]等。根据文献 [34] 的统计数据，在所调查的 140 个基于区块链的能源领域研究中，去中心化能源交易占 33%，使其成为区块链中最受欢迎的能源场景。

在区块链中，共识被用作子协议，以防止共识节点在去中心化环境中的行为偏离规定的协议[41]。尽管共识是分布式计算中的一个经典问题，但提高共识算法的可扩展性一直是一个非常困难的问题[21]。因此，许多现有区块链系统难以在实践中大规模应用[10]。实质上，共识是一种分布式地建立可遗忘的信任的方式。如果无法访问以前的共识实例的历史记录，则需要为每个新的共识实例建立这种可遗忘的信任，从而带来计算或信息传输的沉重负担。

近年来，越来越多的研究工作开始引入**信用**（或声誉）来模拟现实世界中的信任，这种信任通常是可记录的、可累积的和动态的。一般来说，信用系统会记录信用值，该信用值根据历史记录评估每个节点的可信度[42]。信用在分布式系统中的主要用途之一是通过实现代理共识提高区块链的效率。通过将共识决策委托给具有较高信用值的节点，可以更快地达成共识，因为所需的消息传输数量减少了，而这只需在去中心化程度上做出一点牺牲[43]。由于低信用成员参与共识过程的几率较小，信用机制也有助于规范共识参与者的行为[44]。

与此同时，信用在能源交易中也扮演着重要角色。随着分布式能源交易的推广，卖方或买方的不确定、不可信或自私行为使得违反交易合同的情况更加普遍[45-46]。利用信用机制对交易用户的行为进行评估，可以有效地提高能源交易的可靠性和

公平性[47]。

尽管许多工作在共识、区块链或能源交易中引入了信用，但其信用机制的大多数实现方式要么被省略，要么是集中式的（例如文献 [48-50]）。相反，分布式信用系统可以消除对信用记录的操纵，从而提高信用系统的可信度[51]。事实上，以分布式方式实现信用系统是一个难题。首先，用户信用的记录和管理不应该依赖于一个集中化的权威机构。另一方面，分布式信用系统提供的结果应该得到用户的认可。

与能源交易类似，分布式信用系统也可以受益于区块链。事实上，还有其他学者在研究基于区块链的分布式信用管理。区块链的可追溯性和不可篡改性可以提高分布式信用系统的可靠性，信用的任何更新都可以被追踪，除非得到大多数人的批准，否则无法生效。基于区块链的信用管理已应用于许多不同的领域，例如供应链[52]、车辆网络[53]、智能交通[54]、机器对机器应用服务[55]等。

在能源领域，信用可以在许多方面得到应用，最简单方法是提高能源区块链共识子策略的效率[56]。除此之外，信用还可以成为交易配对时的考虑因素[50]或需求响应的一个激励因素[57]。然而，分布式声誉在能源系统中的应用还没有得到充分的探索。随着分布式能源系统的普及，如何有目的地设计和实现分布式信誉是一个值得研究的问题。

此外，许多工作声称为能源交易带来了**公平**。然而，对什么是“公平”没有明确的定义，如何衡量公平也相当模糊。一些研究认为，公平消除了消费者之间利益分配[58]或消费者之间的需求反应环节中存在歧视[59]。公平性在文献 [50] 中被解释为基于信用分配许可、合规成本和减少责任。尽管如此，关于如何评估这种公平性的科学方法仍然没有明确的描述。

1.3　基于共识的分布式控制

在分布式控制领域，共识是一种规则，它试图通过在分布式系统中共享本地状态信息来同步达到一个共同的值[60]，是分布式控制研究中的一个基本问题[61]。在基于共识的控制中，分布式个体只需根据从邻近微网收到的共享信息更新共识变量（即通过共识进行同步的状态变量）[62]。基于共识的控制因其收敛速度快、信息交换有限、协作性强而受到广泛关注[63-64]。基于共识的控制最显著的优点是，它有助于在发生干扰或故障时保持系统的稳定性[65-66]。

在能源系统中，特别是在多微网系统中，基于共识的控制主要作为经济调度[67]、无功和有功功率共享[68]和电池储能（battery energy system, BES）系统管理[69]的二次控制方案。当即插即用功能启用时，基于共识的控制的协作功能有助

于保持系统稳定性[70]。通过选择不同的变量来达成共识，并在微网之间共享状态信息，基于共识的控制可以实现许多不同的控制目标，如社会福利最大化、频率/电压调节和电池荷电状态（state of charge, SoC）平衡。

有许多工作通过共识同步每个 BES 的 SoC，因为如果 SoC 保持在一定范围内，电池将具有更高的效率和更长的寿命[71-72]。然而，考虑到线路电阻不确定的影响，简单的 SoC 同步可能会导致过充电/过放电，从而缩短电池寿命[73]。此外，电池的不同初始 SoC 条件可能会产生环流，通过达到该比率的共同值，可以缓解环流导致的性能退化[74]。然而，将此比率作为共识变量将导致控制问题呈非线性。

鉴于此，诸如 [73] 和 [74] 等文章提出了不同的策略来简化上述非线性控制问题。在 [74] 中，假设所有 BES 的 SoC 为常数，这样复杂的非线性控制问题可以近似为线性问题，把问题过于简单化了，不符合实际。相反 [73] 中的控制方法通过各自的共识更新方程独立更新 BES 的输出功率和 SoC。这种做法的问题在于，由于 SoC 通常被视为 BES 输出功率的函数，所以该方法可能无法达到预期的效果。因此，建议保持问题的复杂性，使控制策略符合实际情况。

在微网中，BES 设备主要用于吸收电压和频率波动[5]。忽略电池折旧的 BES 不当操作会缩短电池寿命，甚至损害系统稳定性[75]。然而，现有的基于共识的控制方法很少考虑电池**折旧成本**。虽然许多不同模型可以来评估电池折旧，但它们通常是所考虑因素的非线性函数[76]，这会大大增加寻找最优控制策略的难度。因此，控制目标需要考虑电池退化成本最小化的非线性问题。

动态规划方法和蒙特卡罗（Monte Carlo, MC）方法广泛用于解决工程控制问题[77-78]。然而，在求解高维问题时，动态规划方法受到维数灾难的影响，即随着问题维数的增加，大量的计算工作量使得问题几乎不可能求解。此外，为了满足实际计算精度，MC 方法通常效率较低。另一方面，**压缩感知**方法是从稀疏信号恢复的研究中产生的[79]。它利用信号的稀疏性，从较少的采样点恢复原始信号。压缩感知已经被应用于解决各种高维问题，如图像重建[80]、网络拓扑识别[81]、传感器网络路由[82]等。因此，压缩传感方法可以用来克服现有工作中难以解决的高维控制问题。

1.4　相关文献

1.4.1　分布式共识相关文献

共识算法一直是分布式计算研究的热点。分布式共识算法通常考虑分布式服务器可能发生的两种类型的故障：导致服务器无法处理客户端请求的崩溃故障[83]，和使服务器做出任意行为的拜占庭错误[84]。复制状态机是为分布式系统提供拜占

庭容错的常用方法[85]。

直到 PBFT 的出现，BFT 算法的研究才取得很大进展。PBFT 是第一个在实际分布式系统中实现的 BFT 算法[8-9]。然而，PBFT 和许多其他基于 PBFT 的算法往往过于复杂，无法大规模实现，例如，冗余拜占庭容错（redundant Byzantine fault tolerance, RBFT）[11]，查询/更新（query/update, Q/U）[12]，以及 Tendermint [13]。主要原因是它们都需要平方级通信复杂度才能在副本之间达成一致，这可能会给大型系统中的服务器带来巨大的工作负载。

为了解决这个问题，Zyzzyva 实现了线性信息复杂度，并通过实现推测性执行策略减少了客户端延迟[14,86]。Zyzzyva 的推测性执行首先通过乐观地假设没有发生拜占庭错误来运行“快速路径”。当从快速路径中发现不一致时，将触发“慢速路径”。推测性执行的思想大大提高了正常情况下的共识效率，并被许多后续 BFT 算法广泛采用。*Aliph* 通过推测性执行实现了更高的吞吐量和更低的延迟，这也归因于它的轻量级检查点子程序[23]。为了增强对拜占庭客户端的鲁棒性，*h*BFT 也使用了推测性执行来提高其效率[15]。可扩展拜占庭容错（scalable Byzantine fault tolerance, SBFT）集成了阈值签名策略以提高安全性，同时通过类似 Zyzzyva 的推测性执行保持线性信息复杂度[87]。

一些学者认为，对领导者副本的依赖是提高可扩展性的另一个阻碍[88-89]。因此，许多工作开始引入无领导 BFT 算法。Snowflake 系列包括不同的无领导 BFT 算法，以避免错误领导者副本导致的效率瓶颈[24]。PnyxDB 通过设置背书阈值，降低其推测性执行的回滚率[25]。然而，删除领导者就需要全对全广播通信，这又会产生 $O(n^2)$ 的通信复杂度。

另一方面，Abstract 算法提出，中止机制是处理共识失败的有效方法[23]。可中止共识由文献 [90-91] 提出，其主要思想是，面对失败的共识实例（由错误的领导者、请求争用或系统异步引起），客户机请求可能会被中止。它不仅通过避免强制客户端等待其请求的正确共识结果来减少客户端延迟，而且还减轻了由于同时累积挂起的请求而对服务器造成的压力。它还避免了不利于系统部署的复杂子策略（如检查点或领导变更），同时防止攻击者通过提交导致共识失败的恶意请求来减慢系统的速度。

1.4.2　能源区块链相关文献

近年来，有很多工作利用信用来提高共识和区块链的效率和可扩展性。信用证明（proof-of-reputation, PoR）[92] 区块链共识将其中信用值最高的节点作为区块生成器，排名靠前的 20% 的节点成为区块的验证者。它将信用值作为子区块存储在集成到保存交易信息的区块中。在文献 [93] 中，提出了一种称为信用 X 证明

（proof-of-reputation-X, PoRX）的策略。它包括一个信用模块，用于改进 PoX，即类似于工作证明（proof-of-work, PoW）和权益证明（proof-of-stake, PoS）的共识算法。其基本思想来源于文献 [94]，即根据不同节点的信用值，将解决共识问题的不同难度分配给不同节点。

尽管如此，大多数现有工作更多地关注于将信用应用于分布式系统，而不指定其信用机制的实现细节。因此，它们的实现方法要么被省略，要么被集中化。ReCon[48] 是一个可以与任何共识算法集成的信用模块。根据节点的信用值，概率选择做出共识决定的公开委员会。然而，如何维护信用值，以及非委员会成员如何认可委员会的选择并没有得到解释。动态信用拜占庭容错（dynamic-reputation Byzantine fault tolerance, DBFT）是一种类似于 PoR 的共识算法，它只允许信用排名前 60% 的节点参与共识[56]。要完成多个关键任务，包括计算信用值和选择领导节点，DBFT 仍然离不开中心化的监控节点。

与许多其他分布式系统类似，分布式信用管理系统也可以通过区块链实现。文献 [95] 提出基于信任的框架，以实现物联网（Internet of things, IoT）场景中的跨平台协作。在此框架中，信任信息通过全局区块链在不同域之间共享，信用还可以作为物联网协作参与的激励因素。类似地，文献 [55] 说明了对等方提供的机器对机器应用程序服务也可以通过存储可信度信息的区块链进行评估，并提供了一个详细而全面的信任评估框架。此外，文献 [96] 对基于区块链的信任和信用管理的文献进行了系统评估。

在能源领域，信用机制也被应用于不同的能源场景。文献 [50] 率先考虑声誉对碳排放权交易制度中交易价格的影响。系统将根据卖方/买方信用和每个订单的报价计算优先级值，这决定了配对过程中订单的可见性。在文献 [57] 提供的需求响应机制中，基于区块链的信用系统评估最终用户和负载聚合器的质量，这将以类似方式影响与用户或聚合器匹配时的优先级。该信用系统借助智能合约实现了信用的自动计算。

1.4.3　分布式控制相关文献

近年来，分布式控制方法在能源系统中的应用取得了很大进展。与集中式控制器相比，分布式控制器通过与邻近节点进行局部通信来实现共同的控制目标[97]。这一特性在推广分布式控制方法方面起着重要作用，特别是当不同能量形式的配电网相互耦合时。在 [98] 中，设计了一种双牛顿下降算法，以实现完全分布式的多能源管理，即仅通过邻域内的局部决策信息交换来优化全局能源交易价格。考虑到实际通信链路的限制可能会影响控制效果， [99] 提出了一种分布式控制方法，该方法提高了有功和无功热功率和电功率共享对传输延迟和带宽限制的鲁棒性。

表 1.1详细总结了能源系统中基于共识的控制的相关工作。

表 1.1　能源系统中基于共识的控制的相关研究

场景	控制目标	共识变量	共享信息	文献
经济调度	社会福利最大化	增量成本	功率失配估计	[67]
	最小化发电成本	增量成本	功率失配	[100]
	社会福利最大化	消耗能源成本、生产能源成本	消耗能源成本、生产能源成本	[101]
无功和有功功率共享	电压调节	临界母线电压、触发有载分接充电器后的累积时间	临界母线电压、触发有载分接充电器后的累计时间间隔、测量无功功率、预测无功功率	[102]
	电压调节	无功功率、电压幅值	无功功率、电压幅值	[103]
	频率调节	无功功率、有功功率	无功功率、有功功率、下垂控制器参数	[104]
	降低能源消耗	热/电功率分配误差	热/电功率的比例变化及其一阶导数、辅助控制信号、热/电功率分配误差	[105]
BES 管理	SoC 平衡	SoC 相对变化	集中共识参数的平均值估计	[106]
	功率控制	SoC、输出功率	SoC、输出功率、电压、电流	[73]
	电压调节	平均 SoC 估计	利用率	[70]
	光伏电压控制	平均母线电压	BES 输出功率与 SoC 之比、平均电压估计	[74]

当微网由不同的代理运营且缺乏相互信任的情况时，隐私是分布式控制中的一个实际问题。然而，在达成共识的过程中，相关工作往往共享太多的局部状态变量（例如 [102,104-105]）。根据 [67]，任何局部状态变量都可以被视为隐私信息。类似地，[107] 建议应避免透露有关分布式个体的任何信息，并且需要保护状态变量及其初始值。由于本地控制数据可能包含敏感信息（例如分布式用户的本地能源利用率），过度共享本地信息不仅会增加隐私暴露的风险，还会给通信链路带来巨大负担。通过共享尽可能少的状态变量，可以有效缓解此问题。相反，中间变量被视为非关键变量，可以在分布式微电网之间安全共享[67]。此外，在共享每个变量之前向其添加噪波是增强隐私的另一种方法[108]。

大多数现有工作采用的共识算法要求每个分布式个体通过其邻近节点的共识变量的线性组合来更新共识变量。这些算法的区别在于它们的共识系数，即在状态更新期间为线性组合选择系数。局部邻接[61]是最常用的共识算法。然而，采用已知算法的共识系数的问题是，一旦知道更新规则，一些局部状态的精确值就可以计算出来[108]。为了防止信息意外暴露，为每个控制问题找到一组新的共识系数是更合理的选择。

此外，当对 BES 设备进行控制时，为防止过度控制和延长电池寿命，电池退化成本是一个重要的性能指标[109-110]。最近，电池退化成本已成为一个经济因素，经常包含在许多相关问题中[109,111-113]。尽管如此，对于如何计算电池退化成本还没有达成共识。一些工作将退化成本建模为电池放电深度的函数[114-115]，而其他工作认为 BES 的充电和放电速率也会影响电池的退化程度[116-117]。

1.5　贡献

本文中提出了 peaBFT，这是一种可中止 BFT 算法，其灵感来源于 PnyxDB、ezBFT 和 Abstract 的优点：

- 与 ezBFT 类似，peaBFT 允许多个领导者同时为不同的客户机提供服务，以提高并行性，并使用推测执行来减少客户机端延迟；
- 正如 Abstract，peaBFT 采用中止操作防止共识失败减慢系统的速度；
- peaBFT 采用类似于 PnyxDB 否决过程的中止子策略来清除过期请求。

peaBFT 的性能通过一系列模拟实验来评估。通过实验结果可以看出，上述策略可以有效地减少 peaBFT 的客户端延迟。

在能源互联网的背景下，本文设计了一个基于区块链的点对点（peer-to-peer, P2P）能源交易分布式信用系统，称为基于区块链的能源交易信用系统（reputation for blockchain-based energy trading, RBT）。此信用系统具有以下特点：

- 其设计依赖于区块链技术。信用分数存储在区块链中，使信用可追溯且防篡改。此外，智能合约用于实现自动信用管理。尽管信用与区块链之间存在着互惠关系，但现有的研究主要集中于通过信用提高区块链的效率或通过区块链实现分布式信用管理，但很少有研究同时探索这两种关系。
- 该信用系统类比了现实世界信任的普遍性，因为它可以被用于区块链共识和能源交易这两种不同的环节。一方面，信用通过实施代理共识提高区块链的效率，同时基于卖家和买家的信用分来配对从而提高能源交易的公平性。另一方面，用户在区块链共识或能源交易中的行为将反映在他们未来的信用分数中。

- 特别地，P2P 能源交易系统使用基于信用的 k-双拍卖配对策略。与原始的 k-双拍卖[118]不同，基于信誉的 k-双拍卖决定的交易价格对信用分数较高的买家和卖家更有利。其目的是平衡参与者之间的公平性指标，即卖方基于信用的平均收入和买方基于信用的平均成本。这直观地使信用成为 P2P 能源交易的激励因素。据悉，本文中的公平性指标首次提供了一种正式的方法来概念化和评估 P2P 能源交易中的公平性。

为了评估 RBT 的性能，本文模拟了一个由信用系统、区块链系统和 P2P 能源交易系统组成的综合系统。仿真结果显示了区块链效率的提高和交易策略的公平性。

最后，本文提出了一种基于共识的最优控制策略，用于由负荷、PV、微型燃机（microturbine, MT）和 BES 组成的区域多微网的分布式控制策略：

1. 优化目标包括最小化 BES 控制引起的电池退化成本，这是现有基于共识的控制方法很少考虑的。分布式控制用于同步微电网中 BES 输出功率与 BES SoC 的比率。与表 1.1中总结的大多数工作相比，该控制策略选择该比率作为微网之间的唯一共享信息，这不仅可以减少通信链路的压力，而且可以避免局部信息的过度暴露。与不考虑电池退化的控制方法相比，本文的控制策略将电池退化成本降低了 74.24%。
2. 本文解决控制问题的方法在理论较为深入，综合了数学、控制理论和计算机科学的知识和方法。更详细地说，首先利用随机微分方程对多微电网系统进行建模，并将控制问题描述为一个优化问题。然后，求解了共识系数的优化问题，而不是采用最流行的共识系数。和诸如 [73-74] 中将非线性问题过于简化而导致与实际情况不符的做法不同，本文使用压缩感知方法来解决控制问题，同时保持问题的非线性。注意，尽管压缩传感已经成为处理高维问题的流行策略，但它几乎没有被应用于解决实际控制问题。本文设计了一种基于压缩感知的梯度下降（compressive sensing-based gradient descent, CSGD）方法来解决非线性控制问题。与传统的 MC 方法相比，计算效率提高了 89.12%，所需的采样点数大大减少。

第 2 章　分布式共识系统效率改进

2.1　模型与问题

考虑一个具有 n 个服务器的分布式系统，每一个服务器都运行一个分布式算法的副本。假设最多 $f = \lfloor (n-1)/3 \rfloor$ 的副本可以同时发生拜占庭故障。发生拜占庭错误的副本（也称为拜占庭副本）可能发生任意行为，违反分布式算法的规定。在此设置中，客户端向服务器提交请求，服务器处理这些请求。请求是包含一系列请求操作的消息，执行请求会相应地更改副本的状态。为了保持系统的一致性，需要就请求的执行顺序达成一致，因此副本需要为每个请求运行共识算法。

正式地，如果分布式算法满足以下条件，则称其可以解决共识问题：

- **非平凡性**：如果某个请求的执行顺序被确定，那么该请求来自某个客户端；
- **一致性**：对于相同的请求，所有副本同意相同的执行顺序；
- **活性**：每个合法请求最终都将由所有副本认可。

如果在存在拜占庭副本的情况下，所有正确副本中的请求执行满足以上三个要求，则称共识算法是**拜占庭容错的**。可中止共识算法可能不满足活动性要求，因为请求结果可能在提交之前中止。因此，可中止共识的活性要求被重新定义为[90]：

- **可中止活性**：每个合法请求结果都将由所有正确的副本认可或导致请求中止。

副本可以通过可靠的通信信道（通过点对点传输或一对多广播）相互传递信息。为保证消息的完整性，消息在传输过程中被加密，发送者需要在消息中附加签名以进行身份验证。然而，本文并不指定使用的具体加密方法，仅做出以下假设，以便更专注于设计鲁棒通信模式：

- 对消息进行签名，以防止对客户端或服务器身份的伪造；
- 除指定接收者外，任何人都无法解密或篡改加密信息；
- 收到信息后，不得更改或抵赖；
- 客户端和服务器不会合谋。

众所周知，在完全异步的系统中，即使只有一个副本发生错误，分布式共识也无法确定地解决[119]。本文仍然假设使用**部分同步**的异步执行[120]。更详细地说，异步可能会意外发生，但系统将在一个时间间隔 T 后达到同步，这种部分同步保证了消息在第一次发出后 Δ 时间内在两个正确的副本之间传递（T 和 Δ 都是已知的）。有了这个假设，可以更专注于解决拜占庭错误，以免花费过多精力来保证系统活性。

2.2　peaBFT 算法描述

本节将对 peaBFT 算法的步骤进行详细说明。

与 PnyxDB 类似，peaBFT 使用状态转换来区分不同阶段的请求。更详细地，请求可以处于 4 种不同的状态：Pending、applicated、Committed 和 Expired:

- Pending：正在处理的请求；
- Applied：已被推测性执行的请求；
- Committed：经共识认可的请求；
- Expired：已超出过期时限的请求。

请求的状态可以在共识执行期间进行转换（见图 2.1）。

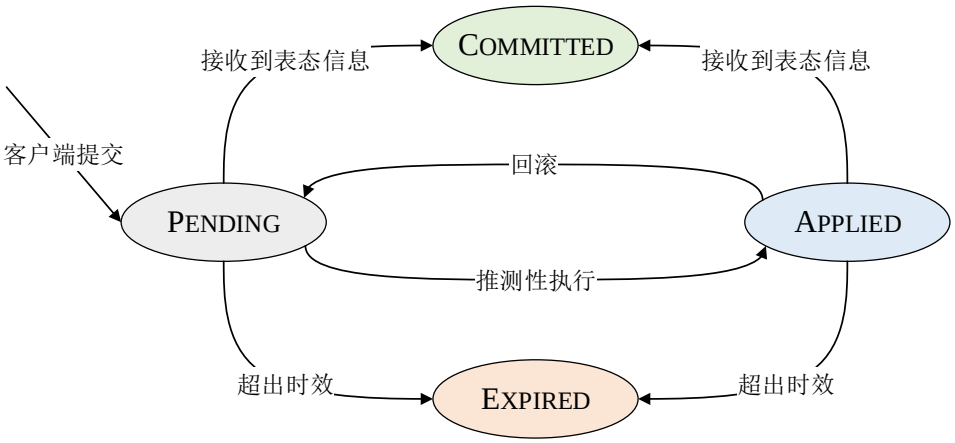
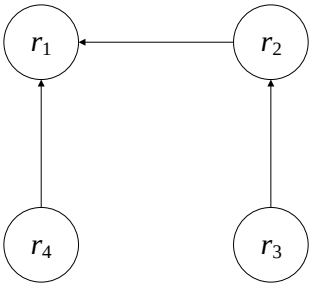


图 2.1　请求的状态转换

同时提交请求可能会导致冲突，这意味着以不同的顺序执行这些请求可能会导致不同的结果。如果 r_1 的执行取决于 r_2 的执行结果，那么就称请求 r_1 取决于请求 r_2。每个副本维护一个依赖关系图 G，这是一个有向无环图，其顶点是接收到的所有请求，有向边表示这些请求之间的依赖关系。请求 r 的依赖集由 $D(r)$ 表示，它是一个有序集，包含请求 r 所依赖的所有未提交请求并按拓扑排序。这意味着 r 不能在 $D(r)$ 中的任何请求之前被执行。图 2.2显示了一个依赖关系图的示例。共识算法的目标是将发生冲突的请求线性化，并将网状依赖关系图转换为链式结构。

消息内容将包含在尖括号 $\langle\cdot\rangle$ 中。带有一对下标的消息 $\langle\cdot\rangle_{i,j}$ 表示它是从 i 发送到 j 的点对点消息，而只有一个订阅的 $\langle\cdot\rangle_i$ 表示它是来自 i 的广播消息，接收者未指定。

推测性执行机制允许每个副本根据其本地依赖集试探性地执行请求。副本稍后可能会发现，由于系统异步，推测执行所依据的依赖关系已过时。在这种情况下，需要回滚推测性执行，并根据更新的依赖关系再次推测性地执行请求。推测



在图示的情况下，$D(r_1) = \varnothing$，$D(r_2) = D(r_4) = \{r_1\}$，$D(r_3) = \{r_1, r_2\}$。

图 2.2　依赖关系图示例

性执行的结果是临时的，在共识结果被认可之前不会生效。

2.2.1　首轮运行

与大多数具有推测性执行的现有算法类似，PEABFT 以“首轮运行”开始，并乐观地假设共识可以达成。

2.2.1.1　领导者选取

在 EZBFT 中，每个客户端确定地选择地理位置最接近的副本作为领导者。这种策略有几个问题。首先，它假设距离较近的服务器具有较低的通信延迟，但实际上可能并非如此。在本文中，我们在领导者选取中直接获取客户端和服务器之间的时延。另一方面，一旦发现当前领导者出现故障，它需要重新执行自上次正确检查点以来的所有共识实例。我们通过在选择领导者时引入随机性来避免这种情况。

具体来说，客户端按照下面的概率分布选择一个副本 ℓ 作为当前请求 r 的领导者：

$$\Pr(c, \ell) = 1 - \frac{L(c, \ell)}{\sum L(c, i)}$$

其中 $L(c, i)$ 为当前客户端 c 与副本 i 之间的传输时延，通过定期 ping 服务器可以获得这些时延数据。然后，客户端 c 准备以下请求消息并将其发送给所有副本：

$$r = \langle \text{Request}, op, ts, \ell \rangle_c$$

其中 op 为请求操作序列，ts 为请求 r 的提交时间戳。

2.2.1.2　准备

领导者 ℓ 收到客户端 c 提交的请求 r 后，会对请求的合法性进行检测。如果请求合法，则请求 r 的状态变为 PENDING。然后，领导者 ℓ 根据依赖集 $D_\ell(r)$ 的信

息，为请求 r 分配一个序列号 seq，并将如下的准备信息发送给其他副本：

$$m_{\text{prepare}} = \langle \text{Prepare}, h(r), D_\ell(r), seq, h(state_\ell), ddl, ts \rangle_\ell$$

其中 $h(\cdot)$ 是一个哈希函数，$state_\ell$ 为领导者 ℓ 的当前状态，ddl 为（绝对）失效时间。当时间超过 ddl，未完成共识的请求 r 的状态将自动变为 Expired。

2.2.1.3　投票

非领导者副本 i 在接收到请求信息 r 后，会将其与准备信息 m_{prepare} 进行比对。正如 PnyxDB，副本 i 会获取自己的依赖集 $D_i(r)$，并做如下检测：

- $D_i(r) = \varnothing$ 或
- $D_i(r)$ 中不存在状态为 Pending 的请求。

如果任意一项为真，则副本 i 推测性执行请求操作 op，将 r 的状态更改为 Applied，并获得执行结果 $result_i$。然后，副本 i 将下面的投票信息返回给领导者 ℓ 和客户端 c：

$$m_{\text{vote}} = \langle \text{Vote}, h(r), D_i(r), seq, result_i, h(state_i), h(m_{\text{prepare}}), ts \rangle$$

领导者 ℓ 也会同样生成一条投票信息并发送给客户端 c。

2.2.1.4　表态

客户端 c 收到投票信息后，进行投票一致性检测。当其中不少于 $2f + 1$ 投票一致时，客户端 c 使用这些投票生成认可证明 $cert$，然后将下面的表态信息发送给所有副本：

$$m_{\text{commit}} = \langle \text{Commit}, h(r), seq, cert \rangle_c$$

接收到正确的表态信息后，副本可以将 r 的状态更改为 Committed。

值得注意的是，Zyzzyva and ezBFT 的首轮运行（快速路径）完成共识需要至少 $3f + 1$ 的投票一致。这种做法的问题在于，只要系统发生异步或其中一个副本发生错误，首轮共识都会失败，并触发慢速路径。相反，peaBFT 采用 PnyxDB 和 hBFT 的方法，只要多数副本（这里为不少于 $2f + 1$）的投票一致就可以快速达成共识。

2.2.2　二轮运行

如果首轮运行没有获得多于 $2f$ 的一致投票，则至少有一个副本出现了不一致。在这种情况下，执行进入“二轮运行”。领导者 ℓ 一段时间后发现一致投票不

多于 $2f$，随后根据接收到的投票信息（包括一致和不一致的所有投票），以及准备阶段之后接收到的新请求，对本地依赖集 $D_\ell(r)$ 进行更新。然后领导者向所有副本发送召回信息：

$$m_{\text{recall}} = \langle \text{Recall}, h(r), D_\ell(r), seq, h(state_\ell), ddl, ts \rangle_\ell$$

其中 seq、$state_\ell$、ddl 将根据最新的依赖集 $D_\ell(r)$ 发生相应的更新。

接收到召回信息后，副本 i 将本地依赖集 $D_i(r)$ 与接收到的领导者的依赖集 $D_\ell(r)$ 进行对比。若 $D_i(r) \subset D_\ell(r)$，则副本 i 使用 $D_\ell(r)$ 作为依赖集，回滚请求 r 对应的推测性执行操作，将 r 的状态改回 Pending，并根据最新依赖关系进行与首轮运行相同的投票和表态操作。

2.2.3　中止

如果请求 r 无法在二轮运行后得到共识认可，则可能是以下两种原因导致的：

- 请求 r 在得到认可前已失效；
- 二轮运行仍存在不一致的情况。

在这两种情况下，都需要中止请求 r 的进程，以防占用太多的计算资源。Abstract 在中止请求 r 后向客户端 c 发送中止历史，该中止历史可以附加到同一请求的重新提交信息中，并触发容错过程。然而，peaBFT 将采用不同的中止机制，以避免过度依赖客户端来获悉故障的发生，并在容忍故障的同时让客户端等待。

peaBFT 的中止机制与 PnyxDB 的否决子协议类似。具体来说，副本 i 将挂起所有请求的处理进程，广播如下的中止信息：

$$m_{\text{abort}} = \langle \text{abort}, E_i \rangle_i$$

其中 E_i 包含了副本 i 正在处理的所有失效请求。然后，副本 i 等待时间超过 $deadline_i$：

$$deadline_i = \max_{r \in E_i} r.ddl + \Delta$$

如果在此等待时间内收到任何关于请求 $r \in E_i$ 的表态信息，则 r 将正常获得认可并从 E_i 中删除。当时间超过 $deadline_i$，副本 i 将回滚请求 r 的推测性执行操作，并移除缓存中所有与 r 有关的信息。中止信息也会传递给客户端 c。一旦不少于 $f+1$ 条一致的中止信息到达客户端，客户端 c 将获悉请求 r 共识失败。

2.2.4　空隙填补

类似于 Zyzzyva，副本将要求其他副本提供可能丢失的共识实例的结果。更具体地，当接收到序列号为 seq 的请求 r 时，副本 i 将检测是否满足 $seq = max_seq_i + 1$，

其中 max_seq_i 为 i 所知的最大序列号。如不满足，则副本 i 广播如下填补信息：

$$m_{\text{fill}} = \langle \text{Fill}, max_seq_i, seq \rangle_i$$

来询问序列号从 $max_seq_i + 1$ 到 seq 的丢失实例的共识结果。收到合法的填补信息后，副本 j 将针对每个丢失请求 r' 回复如下的表态信息：

$$m_{\text{commit}} = \langle \text{Commit}, h(r'), seq', cert, h(m_{\text{c, commit}}) \rangle_{j,i}$$

其中 $h(m_{\text{c, commit}})$ 是从相应客户端接收的提交消息的哈希。如果关于请求 r' 接收到了至少 $f + 1$ 条一致表态信息，副本 i 将采用该共识结果。当新副本加入系统时，或者当以前发生故障的副本恢复时，也可以应用此填充机制。

2.2.5　不当行为证明

类似 ezBFT，peaBFT 允许客户端收集错误的领导者行为不当的证据。客户端可以根据从所有副本收集的投票发现并生成错误行为的证据，以 pom 表示，并向所有副本发送以下消息：

$$m_{\text{pom}} = \langle \text{PoM}, \ell, pom \rangle_c$$

一旦副本收到有效的不当行为证明，将回滚 pom 中所有相关请求的执行。

2.3　正确性分析

下面对 peaBFT 的非平凡性、一致性、活性进行理论上的分析。

2.3.1　非平凡性

根据假设，任何服务器都无法伪造客户端的身份，因此任何来自无效客户端的请求的签名都将无效。这在请求消息的有效性检查期间可以很容易地检测到，并且保证了非平凡性。

2.3.2　一致性

由于模型假设故障客户端和故障副本之间没有共谋，因此这里只讨论客户端或领导者副本发生故障时的共识，同时发生故障时的共识情况不在考虑范围之内。

首先，假设请求 r 的领导者 ℓ 发生错误。它会将不一致的准备消息发送到不同的正确副本，从而导致不一致。这可以由客户端 c 通过生成不当行为证明来发现，如 2.2.5节所述。

另一方面，客户端 c 也可能出现故障。客户端 c 参与三个部分：请求、表态和

不当行为证明。这里将逐一讨论这些情况下的共识过程。

不一致请求　值得注意的是，如果不一致请求是无效的，则不会进入准备、投票、表态环节，所以则不会导致副本中的不一致。然而，如果不一致请求是有效的，则它将在二轮运行时包含在依赖项集 $D_\ell(r)$ 中，并且所有正确的副本都将按照 $D_\ell(r)$ 指定的顺序执行。

不一致表态　客户端 c 无法伪造副本发送的投票，因此不一致的表态信息是无效的。假设将请求 r 的无效表态信息发送到正确的副本 i 以防止 i 最终认可 r。在这种情况下，副本 i 将中止执行 r，并删除关于 r 的所有记录。这可能会导致 i 中的暂时不一致，但如果提交了相同序列号的任何请求，则该空隙将被填补。

不一致不当行为证明　不当行为证明有助于在客户的帮助下识别有错误的领导者。有效的 *pom* 可以包含请求、准备和投票信息。客户端无法伪造后两种类型的信息，其中的任何不一致都将使 *pom* 无效。如果请求消息中存在不一致性，则还需要篡改相应的准备和投票消息，这对于客户端来说也是不可能实现的。

2.3.3　可中止活性

请求的认可可以发生在首轮运行、二轮运行和中止等待期间。任何未能获得共识认可的请求都将被中止。无论请求是认可还是中止，都可能会影响即将提交的新请求的共识过程。假设正确的副本 i 错误地中止了本应认可的请求 r，则下一个请求的准备信息将暗示前一序列号中的空缺。在这种情况下，副本 i 将通过向其他副本发送 m_{fill} 来查询丢失的请求，此后对新请求的共识将正常进行。

2.4　仿真实验

为了评估 peaBFT 的性能，仿真实验使用 Go 语言（GoLand 2020.2.3 x64）将其实现。仿真程序在一台配备 Intel® Core™ i7-6500U 处理器、2.50 GHz 和 12 GB 内存的计算机上运行。程序还实现了一个名为 ezCons 的共识算法，该算法从 peaBFT 中删除推测性执行和中止子策略，以对比仿真结果。在本节中，所有图表使用红色曲线和蓝色曲线分别表示 peaBFT 和 ezCons。

2.4.1　基本设置

客户端和服务器都由独立线程来模拟。异步系统的全局稳定时间为 $T = 30$ s，之后正确副本之间的任何消息都将在 $\Delta = 10$ s 内完成传递。通信时延符合平均数

为 200 ms 的均匀分布，最大延迟间隔为 180 ms。请求的截止时间为领导者收到请求后 30 s。请求是通过一个简单的键值（key-value）策略实现的，如果请求具有相同的 key，则请求处于冲突状态。每个客户端的请求提交时间遵循平均每秒 2 个请求的泊松过程，这模拟了真实客户端的并发行为[25]。peaBFT 中中止请求的再次提交也遵循相同的过程。

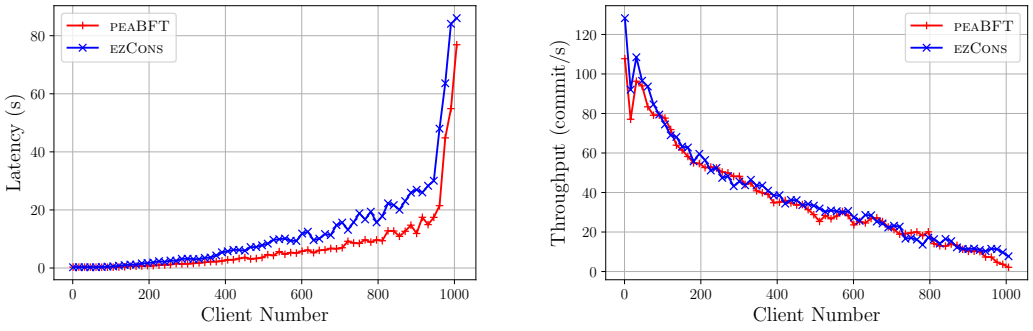
实验的其他配置如表 2.1所示。每个实验运行 10 次，本节提供的所有数据取自 10 次运行结果的平均值。

表 2.1　实验配置

实验	客户端	服务器	拜占庭错误比例
客户端可拓展性	[1, 1006]	50	10%
服务器可拓展性	50	[4, 3004]	10%
容错性	50	50	[0, 40%]

2.4.2　客户端可拓展性

第一个实验比较 peaBFT 和 ezCons 的客户端延迟和服务器吞吐量随客户端数量增加而变化的情况。客户端总数从 1 增加到 1006。



(a) 延迟 vs. 客户端数量　　(b) 吞吐量 vs. 客户端数量

图 2.3　随着客户端数量的增加 peaBFT 和 ezCons 的客户端延迟和服务器吞吐量

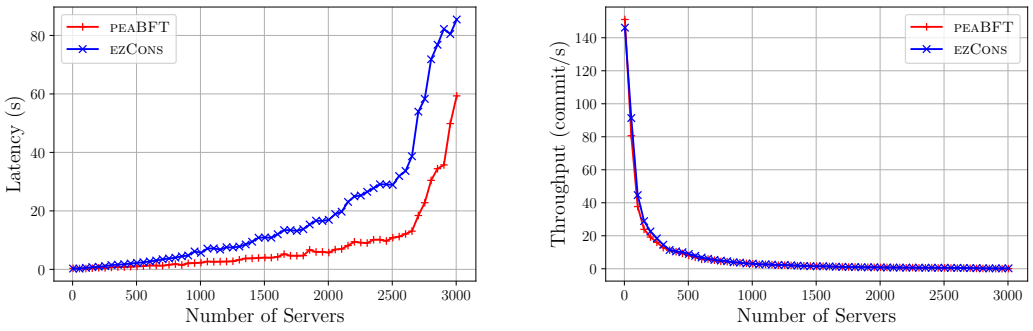
如图 2.3(a)所示，当客户端数量达到 400 个后，两条曲线之间的差距变大。当客户端超过 950 时，这两条曲线都急剧上升。可以看出，在大多数情况下，表示 peaBFT 延迟的红色曲线低于表示 ezCons 延迟的蓝色曲线。图 2.3(b)显示了两种算法的吞吐量随客户端数量的变化。这两条曲线彼此非常接近，都显示出逐渐下降的趋势。

由于推测性执行和中止机制，与 ezCons 相比，peaBFT 的客户端延迟平均减少了 42.04%。但是，这种改进的代价是服务器吞吐量降低了 6.72%，这是由于在无

法保证共识一定成功的情况下同时重新提交已被中止的请求造成的。

2.4.3　服务器可拓展性

仿真实验还将观察 peaBFT 和 ezCons 的客户端延迟和服务器吞吐量随着服务器数量的增加而变化的情况。众所周知，当存在拜占庭式故障时，使用少于 4 台服务器无法达成共识。因此，在本实验中，服务器总数从 4 增加到 3004。



(a) 时延 vs. 服务器数量　　(b) 吞吐量 vs. 服务器数量

图 2.4　随着服务器数量的增加 peaBFT 和 ezCons 的客户端延迟和服务器吞吐量

在图 2.4(a)中，两条曲线之间的差距逐渐扩大。当服务器数量达到 2400 台时，这两条曲线都会急剧上升。与上一个实验类似，表示 peaBFT 延迟的红色曲线也低于表示 ezCons 延迟的蓝色曲线。两种算法的吞吐量随服务器数量的变化如图 2.4(b)所示。两条曲线几乎重合，但仍然可以看到红色曲线略低。随着服务器数量的增加，这两条曲线的下降速度都非常快。

与 ezCons 相比，peaBFT 的客户端延迟平均减少 56.69%，服务器吞吐量平均减少 7.81%。

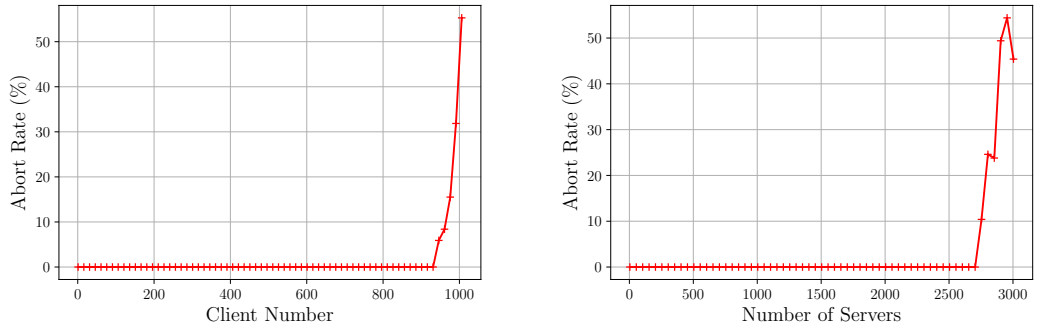
2.4.4　中止率

中止率是被中止的请求数与请求总数的比率。由于非中止 BFT 算法的中止率为零，因此只需关注 peaBFT 的中止率。

如图 2.5(a)所示，中止率在开始时为 0，然后在客户端数量非常大时急剧增加。当模拟程序线程的数量超过 CPU 的容量时，就会发生这种情况。图 2.5(b)显示了服务器数量增加时的类似模式。

2.4.5　容错性

最后，通过比较 peaBFT 与 ezCons 在拜占庭服务器比例增加时的吞吐量来评估 peaBFT 的容错能力。从图 2.6可以看出，当拜占庭服务器的比例大于 1/3 时，两



(a) 中止率 vs. 客户端数量　　(b) 中止率 vs. 服务器数量

图 2.5　随着客户端和服务器数量的增加 peaBFT 的中止率

种算法的吞吐量都下降到 0。在此之前，红色曲线的位置略低于蓝色曲线的位置。这表明中止机制不会影响 peaBFT 的容错能力，尽管它会导致吞吐量的小幅度降低。

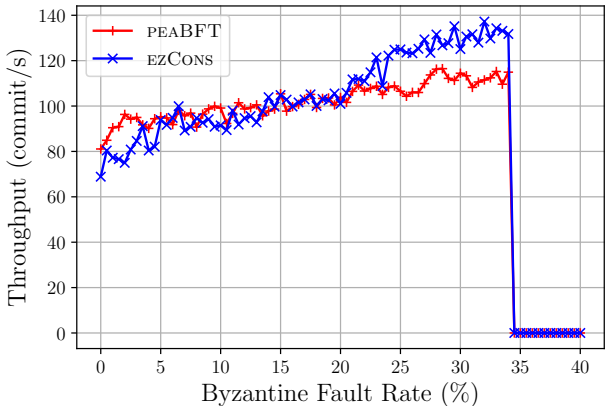


图 2.6　随着拜占庭故障率的增加 peaBFT 和 ezCons 的吞吐量

第 3 章　高效共识算法在能源区块链中的应用研究

3.1　分布式信用系统 RBT

本节介绍基于区块链的能源交易信用系统 RBT，这是一个基于区块链的分布式信用系统，可应用于基于区块链的 P2P 能源交易场景。具体而言，RBT 是一个综合的信用系统，因为它既可以提高区块链的效率又可以实现能源交易的公平性。信用、区块链和 P2P 能源交易之间的关系如图 3.1所示。

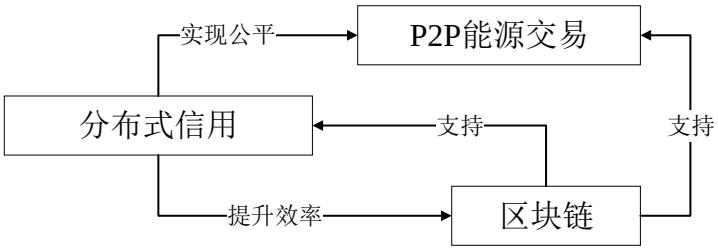
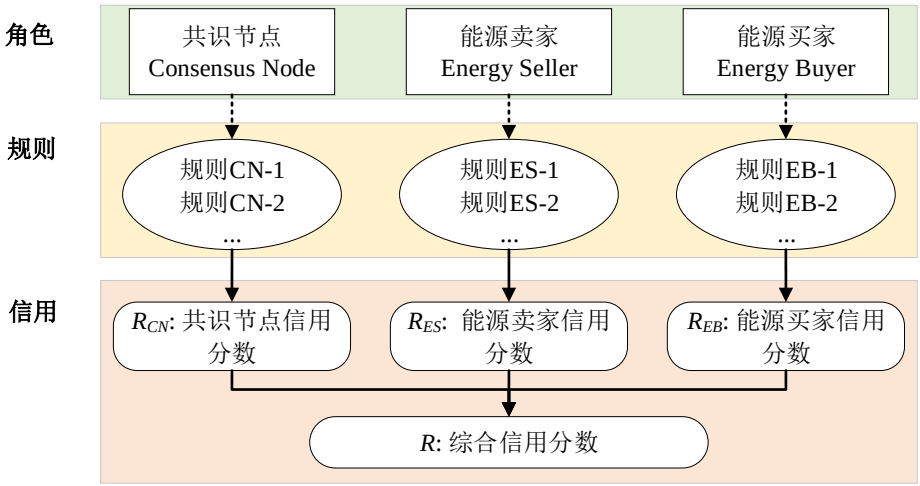


图 3.1　分布式信用、区块链和 P2P 能源交易之间的相互关联

3.1.1　信用框架

RBT 最直接的目的是维护信用分数，该分数根据规则综合评估每个参与者作为不同角色的行为。如图 3.2所示，RBT 的框架包括三个模块：角色、规则和信用。下面将详细解释每个模块。



框架的三个模块相互依赖。系统定义不同的角色，根据相应的规则计算每个角色的信用分数。

图 3.2　RBT 框架的三个模块

3.1.1.1　角色

角色模块定义了每个参与者可以扮演的三个不同角色：

- **共识节点.** 能源交易系统使用区块链记录交易（详见 3.2一节）。参与者可以选择成为共识节点并加入交易验证过程以获得额外奖励。更详细地说，共识节点将从客户端接收向区块链添加交易记录的请求。然后共识节点生成相应的区块，并启动共识实例进行认可。一旦达成共识，区块将被添加到区块链中。
- **能源卖家.** 拥有发电设备（例如家用屋顶光伏板）的能源用户，可以扮演能源销售者（或产消者）的角色。他们可以通过在 P2P 交易平台上出售多余的能量来获利。
- **能源买家.** 在能源交易期间，任何参与者都可以是能源买家（或消费者）。能源买家可以从 P2P 交易平台按需购买能源。

新成员默认为能源买家，也可以同时扮演共识节点和能源卖家的角色。

3.1.1.2　规则

现实世界的信任系统通常有一定的规则来规范人们的行为。类似地，RBT 也有一个规则模块，为每个角色定义规则，以规范参与者的行为。这些规则用作计算和更新信用分数的标准。遵守规则有助于提升信用分数，而违反规则可能导致信用分数下降。

如图 3.2所示，共识节点（consensus node, CN）的规则由 CN-1、CN-2、……表示，能源卖家（energy seller, ES）的规则由 ES-1、ES-2、……表示，能源买家（energy buyer, EB）的规则由 EB-1、EB-2、……表示。不同角色的规则之间是相互独立的。例如，CN 仅包含共识活动规则，不会影响能源买方或能源卖方的信用分。

3.1.1.3　信用

在 RBT 中，信用分数存储为 4 元组：

$$\langle R, R_{CN}, R_{ES}, R_{EB} \rangle$$

其中，$R \in [0,1]$ 称为综合信用分数，计算依据另外 3 项信用分数：

- R_{CN}：共识节点信用分数；
- R_{ES}：能源卖家信用分数；
- R_{EB}：能源买家信用分数。

注意，R_{CN}、R_{ES} 和 R_{EB} 也是 [0, 1] 中的数字，它们是根据规则模块中定义的规则计算的（详细信息参见 3.2.3和3.3.2章节）。对于新参与者，默认情况下取 $R_{CN} =$

$R_{ES} = R_{EB} = 0.5$。

综合信用分数 R 可以根据实际系统的要求计算方法也不同。为简单起见，本文将 R 定义为 R_{CN}、R_{ES}、R_{EB} 的线性组合：

$$R = \frac{w_{CN}\chi_{CN}R_{CN} + w_{ES}\chi_{ES}R_{ES} + w_{EB}\chi_{EB}R_{EB}}{w_{CN}\chi_{CN} + w_{ES}\chi_{ES} + w_{EB}\chi_{EB}} \tag{3.1}$$

其中 w_{CN}、w_{ES}、$w_{EB} > 0$ 为影响因子，χ_{CN}、χ_{ES}、χ_{EB} 为定义如下的特征系数：

$$\chi_{CN} = \begin{cases} 1 & \text{参与者为共识节点} \\ 0 & \text{其他} \end{cases}$$

$$\chi_{ES} = \begin{cases} 1 & \text{参与者为能源卖家} \\ 0 & \text{其他} \end{cases}$$

$$\chi_{EB} = \begin{cases} 1 & \text{参与者为能源买家} \\ 0 & \text{其他} \end{cases}$$

每个角色的信用分数的显著性可以根据实际需要调整相应的影响因子。例如，通过增加 w_{CN} 的值，可以更加强调对共识行为的监管。不失一般性，可以取 $w_{CN} = w_{ES} = w_{EB} = 1$。此外，不必担心被零除的情况，因为每个参与者在默认情况下都是能源买家，并且 $\chi_{EB} = 1$。

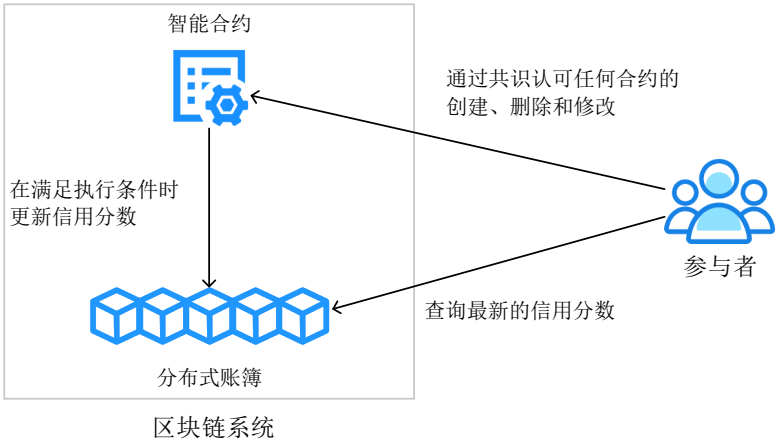
最后，定义一个信任下限 $R_{\min}$。综合信用分数低于 $R_{\min}$ 的参与者被视为不可信任。不受信任参与者的信用分数不能再自动恢复到 $R_{\min}$ 以上，除非在其他参与者确认后手动恢复。这里取 $R_{\min} = 0.2$。

3.1.2　分布式实施

以分布式方式实现信用机制有几个要点。首先，信用系统不应由任何少数人拥有、维护或操纵。如果每个人都有能力监控他人行为的好坏，这将有助于规范参与者的行为。其次，信用分数发生的任何更新都应被所有参与者看到、承认并分享。这可以有效防止可能篡改信用分数的行为。第三，随着参与者数量的增加，分布式系统的数据冗余问题将更加严重，迫切需要一种有效的方法来存储这些信用分数。

如图 3.3所示，RBT 的实施包括三个主要部分：

- **分布式账簿**. 信用分数存储在区块链系统维护的分布式账簿中。所有参与者都可以查看信用分数的任何更新。这使得信用系统更加透明，防止信用分数的恶意篡改。此外，区块链的链表结构使信用变化更具可追踪性。
- **智能合约.** 信用框架规则模块中的规则以区块链智能合约中的脚本的形式来实现。一旦满足某些执行条件，脚本将自动更新存储在数据库中的信用分数。



当信用规则适用时，智能合约会自动更新存储在分布式账簿中的信用分数。参与者可以通过修改相应的智能合约来编辑信用规则。

图 3.3　基于区块链的 RBT 实施

智能合约的任何创建、删除和修改都将广播给所有参与者。

- **参与者.** 参与者可以从分布式数据库查询信用分数。此外，当收到智能合同变更时，参与者将运行分布式共识协议，以决定是否认可或拒绝变更。

3.2　基于信用的区块链

在分布式能源交易系统中，区块链可以用来消除集中式的交易中介，并以透明和不可篡改的方式存储交易记录，这就是本文考虑实施基于区块链的能源交易系统的原因。这里使用 RBT 通过实施代理共识来提高区块链的效率。代理共识的主要作用是减少共识节点的数量，是共识算法降低客户端延迟和提高服务器吞吐量的有效方法。由于达成共识需要大量的信息传递，减少所需的共识参与者可以减少共识节点的消息处理工作负荷，从而提高达成共识的速度。此外，提高基于区块链的信用系统的效率也非常重要。如果信用分数没有及时更新，更多的共识实例和交易记录可能会失败。

当生成包含交易记录的新区块时，需要经过 P2P 网络中的分布式节点共识的认可，才能将其添加到链中。共识算法用于防止“双花”，即相同的资产在多个交易中支出。与常见的共识算法不同，代理共识的实例不会涉及所有共识节点。通常，代理共识将形成一个投票委员会，其中包含信用分数较高的共识节点，认可交易的共识流程仅在委员会成员之间完成。与 [56] 类似，本文使用信用框架为区块链系统实施代理 PBFT 共识算法。非委员会节点仅参与认可智能合约变更的共识。

3.2.1　代理 PBFT

每个共识实例都从一个客户端向共识节点提交请求开始。在基于区块链的能源交易系统中，向区块链添加能源交易记录可以被视为一种共识请求。原始的 PBFT 共识分三个主要阶段完成：预准备、准备和表态[9]。

1. 在预准备阶段，如果请求有效，则预先选择的领导者节点将向所有其他节点广播包含请求的预准备消息。此阶段确保所有节点接收的请求相同。
2. 在准备阶段，接收到有效预准备消息的节点广播准备消息，该消息分享从领导者接收的预准备消息。此阶段确保所有节点都参与相同的共识实例。
3. 在表态阶段，每个节点通过广播表态消息为有效请求投票。表态消息也会发送到客户端。如果接收到来自 2/3 以上节点的表态消息，则视为达成共识。

为了缓解消息传输的压力，准备和表态消息只包含原始请求的哈希值。PBFT 具有二阶信息复杂度，因为三个阶段均需要全对全消息广播。换句话说，如果共识节点的总数为 n，则完成 PBFT 共识实例的消息传输数量为 n^2。随着共识节点数量的增加，这将给系统带来巨大的工作负载。

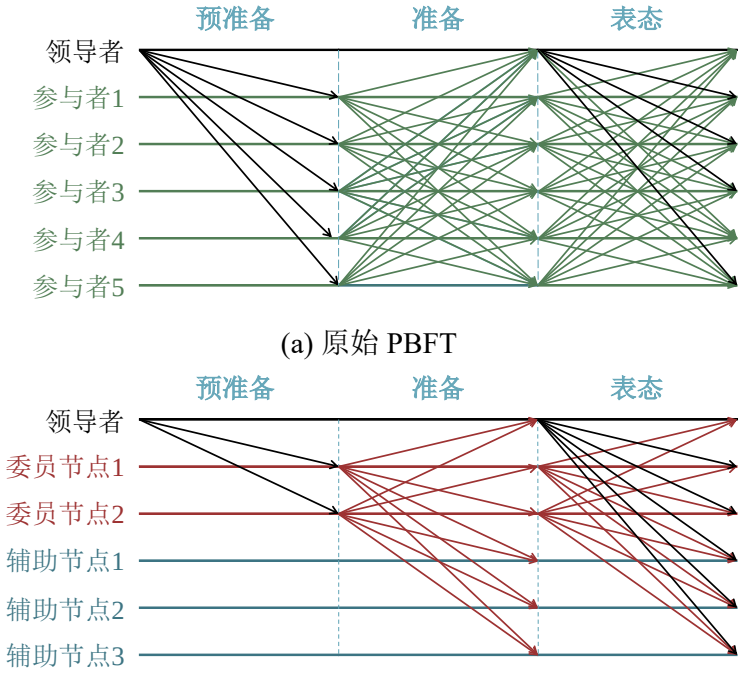
如图 3.4所示，在信用机制的帮助下，代理 PBFT 可以有效地降低信息复杂度。代理 PBFT 也有一个领导者节点 ℓ。假设领导者节点 ℓ 收到一个请求 r。只要请求 r 有效，领导者 ℓ 需要生成预准备消息。与 PBFT 的预准备消息不同，代理 PBFT 的预准备消息需要指定一个投票委员会 $C(r)$，其中包括将参与准备和提交阶段的共识节点的信息。

理论上，除了 ℓ 之外，任何综合信用分数 $R \geqslant R_{\min}$ 的节点都可以被选为委员会成员。虽然不强制要求委员会成员的信用得分排序最靠前，但建议委员会 $C(r)$ 具有较高的平均声誉（见第 3.2.3节）。为了有效提高代理 PBFT 的效率，当 n 非常大时，委员会的规模应该比 n 小得多，并且至少需要 4 个节点才能达成共识。

收到预准备消息后，$C(r)$ 中的委员会成员和 ℓ 将继续执行准备和提交阶段，与原始 PBFT 相同，但不包括非委员会节点（或辅助节点）。非委员会节点只被动地接收准备消息和提交消息。如果超过 2/3 的委员会成员通过广播表态消息认可请求，则共识成功。

3.2.2　离线验证

代理共识是快速响应客户端的一种手段。它将共识任务委托给信用分数较高的参与者。然而，委员会共识的决定并不一定正确。因此，需要非委员会成员进行离线验证，以确保区块链的最终正确性，这也将为后续信用更新提供证据。本文的系统设计了一个离线验证子策略来防止“双花”和“共谋”。请注意，“离线”一



(a) 原始 PBFT

(b) 代理 PBFT

代理 PBFT 的通信模式得到了明显简化，因为它避免了原始 PBFT 要求的全对全广播。

图 3.4　原始 PBFT 和委托 PBFT 的信息流

词表示共识结果的验证与共识实例是异步的，因此离线验证不会对共识的效率产生明显的影响。

3.2.2.1　双花

“双花”是攻击区块链系统的主要目的之一，是一种恶意行为，试图在不同的交易中花费相同的资产[121]。例如，领导者 ℓ 可以首先向委员会 C_1 发送交易 #1 的请求。在交易 #1 获得认可并生效之前，领导者 ℓ 可以将另一个交易 #1′ 发送给不相交的委员会 C_2。这将导致区块链中的分叉，即不同共识节点中区块链数据副本的不一致性。尽管交易 #1 和 #1′ 中只有一项最终将获得认可，但消息传输、共识决策和交易执行中的异步性为买方提供了在不同交易中使用相同资产的机会。

最长链规则是处理“双花”的常用方法[122]。更详细地说，区块链系统将定期检查最长的子链。然后，系统将保留最长的子链，并在存在分叉时丢弃其他子链。最长链规则背后的逻辑是，较长的子链对于绝大多数人来说具有更高的可信度[123]。

3.2.2.2　共谋

另一方面，共谋指的是一个成功的共识实例认可了一个无效请求的情况（在 [48] 中也称为“伪造”）。为了实施共谋，恶意领导者 ℓ 需要指定一个拜占庭节点占多数的投票委员会。由于非委员会节点只接收准备和表态消息，而不接收原始请求，他们无法判断所认可的请求的有效性。在表态阶段，他们必须相信委员会的共识决定（这就是基于信用的信任）。正如在第 3.2.1节中提到的，建议投票委员会拥有较高的平均信用分数，以阻止共谋。

然而，在离线验证中，非委员会节点负责审核以前共识实例的结果。他们可以查询旧请求的内容并检查其有效性，一个无效的请求成功达成的共识表明了共谋行为。一旦检测到共谋，包含无效请求的区块将从区块链中移除。此外，参与共谋的领导者和委员会成员将受到信用惩罚（见第 3.2.3节）。

3.2.3　共识节点的规则

现指定共识节点的信用更新规则：

1. **CN-1.** 当请求 r 的共识实例成功时，领导者 ℓ 的信用会发生以下变化：

$$R_{CN}(\ell) \leftarrow \min\{\max\{R_{CN}(\ell) + R^{+}_{CN}(\ell) + R^{L,+}_{CN}(\ell), 0\}, 1\} \tag{3.2}$$

并且委员会节点 $i \in C(r)$ 的信用变化为：

$$R_{CN}(i) \leftarrow \min\{\max\{R_{CN}(i) + R^{+}_{CN}(i), 0\}, 1\} \tag{3.3}$$

其中：

- $R^{+}(i)$ 与 i 参与的所有共识实例的成功率正相关，与自上次 $R_{CN}(i)$ 下降以来的持续时间以及 $R_{CN}(i)$ 的当前值负相关；
- $R^{L,+}_{CN}(\ell)$ 与委员会 C 的平均信用分数 $R_C(r)$ 正相关：

$$R_C(r) = \frac{1}{|C(r)|} \sum_{i \in C(r)} R(i) \tag{3.4}$$

2. **CN-2.** 当请求 r 的共识实例失败时，领导者 ℓ 的信用会发生以下变化：

$$R_{CN}(\ell) \leftarrow \min\{\max\{R_{CN}(\ell) - R^{-}_{CN}(\ell) - R^{L,-}_{CN}(\ell), 0\}, 1\} \tag{3.5}$$

并且委员会节点 $i \in C(r)$ 的信用变化为：

$$R_{CN}(i) \leftarrow \min\{\max\{R_{CN}(i) - R^{-}_{CN}(i), 0\}, 1\} \tag{3.6}$$

其中：

- $R^{-}(i)$ 与 i 参与的所有共识实例的失败率以及自上次 $R_{CN}(i)$ 下降以来的持续时间呈正相关，与 $R_{CN}(i)$ 的当前值呈负相关；

- $R_{CN}^{L,-}(i)$ 与委员会 C 的平均信用分数 R_C 负相关。

3. **CN-3.** 如果在共识过程中发现双花或共谋，则领导者 ℓ 的信用分数 $R_{CN}(\ell)$ 将清零。

共识实例完成后，无论离线验证的结果如何，都会触发 CN-1 和 CN-2。在共识后续的离线验证过程中，可以发现共谋，并且当应用最长链规则时可以检测到双花。这些规则只会更改领导者 ℓ 和委员会节点 $i \in C(r)$ 的信用，而非委员会节点的信用分数不会更改。

3.3　基于区块链和信用的 P2P 能源交易

本文的系统考虑区域能源互联网中的分布式能源交易。基于区块链和信用的 P2P 能源交易系统架构如图 3.5所示。在能源交易期间，P2P 平台将为每个买家或卖家分配一个对等节点。对等节点主要用于发布供需订单。它还可以成为共识节点，将交易记录到区块链中，并认可智能合约的任何变更。对等节点通常在智能仪表中实现。平台可以将交易记录存储到分布式账簿中。基于信用的交易分为 4 个阶段：订单提交、匹配、交易执行和审计。交易机制也可以作为智能合约来实现自动化。同样，对交易机制的任何改变都应以共识的方式获得认可。在本节中将详细介绍基于信用的 P2P 交易机制。

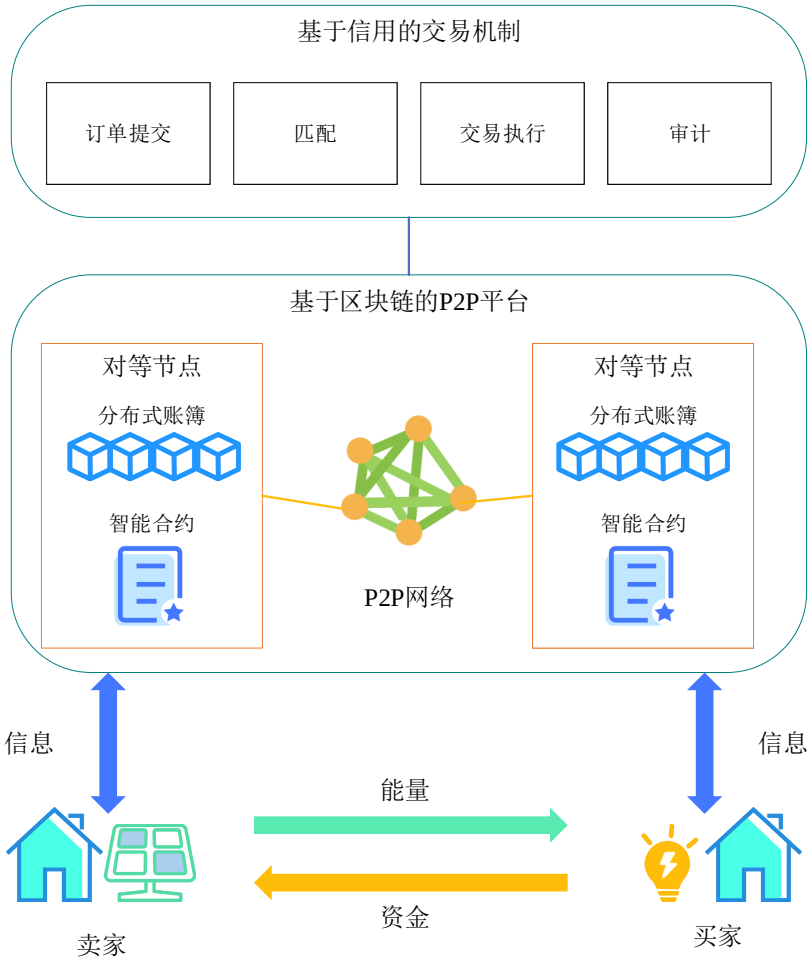
3.3.1　基于信用的 P2P 交易机制

本文中考虑能源的日前交易。换句话说，一天的能源交付计划是在前一天通过订单提交和配对确定的。交易执行在交易指定的能量传递时间进行。审计将在执行完成后进行。P2P 能源交易阶段的工作流程如图 3.6所示。P2P 能源交易系统连接到主电网以处理无法匹配的订单（更多详细信息见 3.3.1.2一节）。由于实时能源交易的延迟大约在 5 分钟以内[124]，因此系统在拓展到实时能源交易场景方面没有本质的困难（鉴于第 3.4节中的性能分析）。选择日前交易只是为了进行说明。

3.3.1.1　订单提交

在能源交易的第一阶段，卖方需要提交供应订单，而买方需要提交需求订单。供应订单包括能源供应时间、能源供应量和最低可接受销售价格（称为发行价格）信息。需求订单包括能源需求时间、能源需求量和最高可接受购买价格（称为投标价格）信息。出于对用户隐私保护的考虑，区块链使用订单提交的账户地址来对应消费者或消费者的身份，而不是唯一标识符。

为防止卖方恶意提价和买方恶意压价，系统将为双方提供参考价格区间。更详



交易记录存储在分布式账簿中，基于信用的交易流程可以编写为智能合约。除了物理交割，其他交易步骤的完成皆依赖区块链平台。

图 3.5　基于区块链和信用的 P2P 能源交易系统架构

细地说，将 $bp_{\min}$、$bp_{\max}$、$op_{\min}$ 和 $op_{\max}$ 定义为交易机制允许的最低投标价格、最高投标价格、最低发行价格和最高发行价格。竞价在 $[bp_{\min}, bp_{\max}]$ 之外的需求订单或发行价在 $[op_{\min}, op_{\max}]$ 之外的供应订单将被删除。此外，信用分数低于 $R_{\min}$ 的参与者提交的订单也将被过滤。然后，供应和需求订单将按供应或需求时间（统称为交易执行时间）分组，因为如果订单在不同的时间段发生，则无法进行匹配。

3.3.1.2　匹配

在卖方和买方之间进行匹配之前，许多现有系统将按报价的升序对供应订单进行排序，按投标价格的降序对需求订单进行排序[125]。这种策略是为了最大限度地提高卖方的利润，最大限度地减少买方的费用。在基于信用的能源交易机制中，

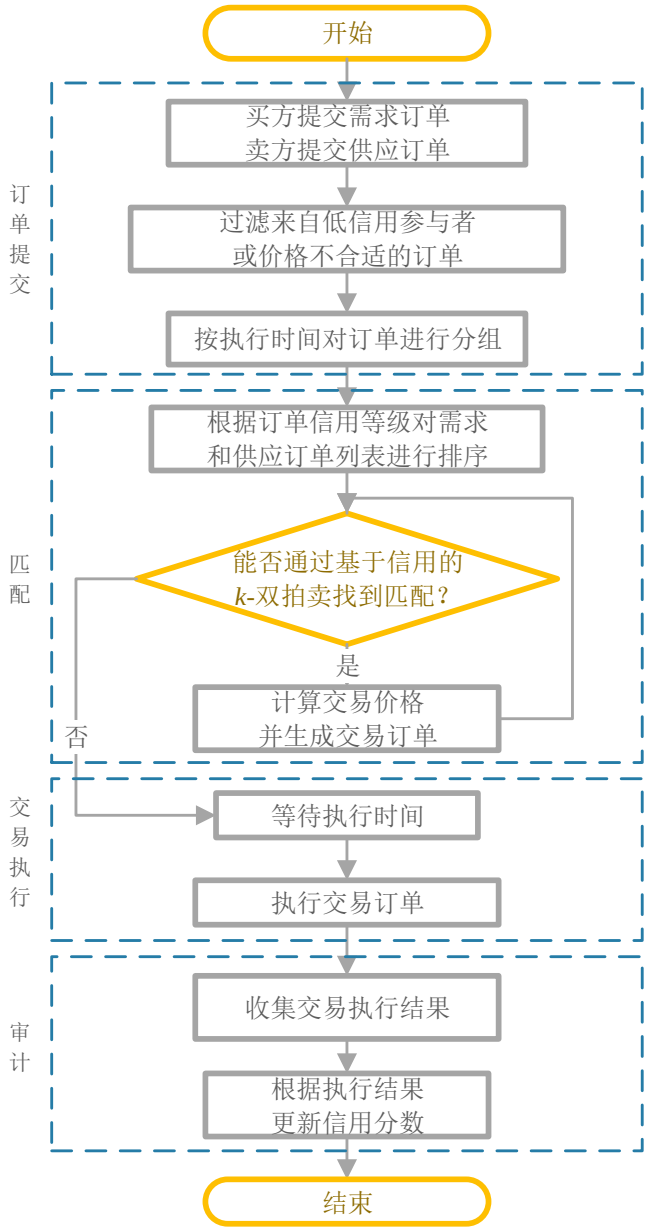


图 3.6　基于信用的 P2P 能源交易工作流程

则需考虑基于信用的利润和费用。

与 [126] 类似，信用分数也可以被视为 P2P 能源交易参与者贡献的指标。一个更公平的做法是增加高信用卖家的利润，降低高信用买家的费用。为了实现这一点，为供需订单定义基于信用的排名，类似于 [50] 中的优先值。

更详细地说，买家 b 的需求订单的购买等级$rank_{buy}$ 定义为：

$$rank_{buy} = \frac{bp}{1 - R(b)} \tag{3.7}$$

其中，bp 是需求订单的投标价格，$R(b)$ 是买家 b 的综合信用得分。同样，卖家 s 供应订单的销售等级$rank_{sell}$ 定义为：

$$rank_{sell} = \frac{op}{R(s)} \tag{3.8}$$

其中，op 是供应订单的报价，$R(s)$ 是卖家 s 的综合信用得分。一旦计算出订单的购买或销售等级，供应订单将按 $rank_{sell}$ 的升序排序，而需求订单将按 $rank_{buy}$ 的降序排序。从（3.7）和（3.8）可以看出，当两个供应/需求订单具有相同的报价/投标价格时，来自信用较高的卖方/买方的订单具有较低/较高的等级，排序后将处于较高的位置。

然后，使用基于信用的 k-双拍卖方法来确定交易价格。更详细地说，卖家和买家之间的配对将从供需订单列表的顶部开始。当遇到来自买家 b 的投标订单和来自卖家 s 的报价订单满足 $bp \geqslant op$ 时，会发现匹配项。通过以下公式可以计算相应的交易价格：

$$tp = k \cdot bp + (1 - k) \cdot op \tag{3.9}$$

其中，k 按以下公式计算：

$$k = \frac{R(s)}{R(b) + R(s)} \tag{3.10}$$

与 [118] 中使用常数 k 的 k-双拍卖方法不同，本文的基于信用的方法中，交易价格不仅取决于供应订单和需求订单的价格，还取决于买方 b 和卖方 s 的综合信用分数。注意，交易价格将更接近信用较低的参与者提交的价格。这一策略反过来会增加信用较高的卖方的利润，或减少信用较高的买方的费用。

请注意，在基于信用的 k-双拍卖后，某些订单或订单的一部分可能无法找到匹配项。为了保持供需平衡，这时主电网充当交易的卖方或买方，对这些无法匹配的订单进行消纳。交易价格将是统一的购买或销售价格。

3.3.1.3　交易执行

在交易执行时，能源和资金转移将根据交易订单生效。注意，如果卖方拒绝交付规定数量的能源或买方拒绝支付规定金额，交易执行可能失败。

3.3.1.4　审计

审计阶段将审查交易的执行情况，然后根据能源买家和卖家的信用规则更新信用分数。交易的成功执行将提高双方的信用，而未能履行交易合同的人的信用分数将降低。

3.3.2　买卖双方的信用规则

P2P 能源交易参与者的信用得分更新如下：

- **ES-1.** 当交易订单的供应成功执行时，卖方的信用将作如下变化：

$$R_{ES}(i) \leftarrow \min\{1, \max\{0, R_{ES}(i) + R_{ES}^{+}(i)\}\} \tag{3.11}$$

其中，$RES^{+}(i)$ 与总成功供应量与成功交易执行次数的比率以及自上次信用下降以来的持续时间呈正相关。

- **ES-2.** 当交易订单供应失败时，卖方的信用会作如下改变：

$$R_{ES}(i) \leftarrow \min\{1, \max\{0, R_{ES}(i) - R_{ES}^{-}(i)\}\} \tag{3.12}$$

其中，$R_{ES}^{-}(i)$ 与总失败供应量与失败交易执行次数的比率正相关，与上次信用下降后的持续时间呈负相关。

- **EB-1.** 当交易订单的付款成功执行时，买方的信用将作如下改变：

$$R_{EB}(i) \leftarrow \min\{1, \max\{0, R_{EB}(i) + R_{EB}^{+}(i)\}\} \tag{3.13}$$

其中，$R_{EB}^{+}(i)$ 与总成功能耗与成功交易执行次数的比率以及自上次信用下降以来的持续时间呈正相关。

- **EB-2.** 当交易订单付款失败时，买方的信用会作如下改变：

$$R_{ES}(i) \leftarrow \min\{1, \max\{0, R_{ES}(i) - R_{ES}^{-}(i)\}\} \tag{3.14}$$

其中，$R_{ES}^{-}(i)$ 与失败付款总金额与失败交易执行次数的比率正相关，与上次信用下降后的持续时间呈负相关。

这些规则也可以作为智能合约来实现，以实现自动化，从而避免在手动计算过程中出现错误或篡改。

3.3.3　P2P 能源交易的公平性

许多现有的工作主张为能源交易带来公平，但很少有明确的公平衡量标准。本文提出了一个公平性指标的正式定义来评估 P2P 能源交易系统的一种公平性。

一般来说，交易市场旨在消除歧视，平衡每个卖家的平均收入和每个买家的平均成本[58-59]。与大多数现有工作中的公平观念不同，本文中的公平性将信用视

为一种参与者对 P2P 能源交易系统贡献的量化方法。在这种情况下建立的公平交易系统对贡献更大的参与者更友好，使平均收入/成本与卖方/买方的信用联系更加紧密。

正式地，卖方和买方公平性指标定义如下：

- 卖方公平性指标（seller fairness indicator, SFI）定义为：

$$SFI(s) = \frac{income(s)}{E_{sell}(s) \cdot R(s)} \tag{3.15}$$

其中，$income(s)$ 是交易期间 s 的总收入，$E_{sell}(s)$ 是 s 出售的能源总量；

- 买方公平性指标（buyer fairness indicator, BFI）定义为：

$$BFI(b) = \frac{cost(b)}{E_{buy}(b) \cdot R(b)} \tag{3.16}$$

其中，$cost(b)$ 是交易期间 b 的总成本，$E_{buy}(b)$ 是 b 购买的能源总量。

如果将信用得分视为对 P2P 能源交易系统的一种贡献，那么公平性指标可以被视为对贡献值取平均的平均收入或平均成本。平衡卖家和买家之间的公平指标可以提高高信用卖家的平均收入，降低高信用买家的平均成本。平衡或公平可通过以下公平系数（fairness factor, FF）进行数学评估：

$$FF = \frac{1}{|r(R, FI)|} \tag{3.17}$$

其中，$r(R, FI)$ 是综合信用得分 R 和买方/卖方公平性指标之间的相关系数。BFI 和 SFI 越平衡，$r(R, FI)$ 越接近 0，FF 越大。这种设定某种程度上实现了公平，因为它对具有高累积贡献的参与者更友好。它也有助于利用信用作为激励，因为它有利于信用分数较高的参与者。

3.4　仿真测试

本节通过模拟实验来评估本文提出的综合系统的性能，该系统由信用系统 RBT、区块链系统和 P2P 能源交易系统组成。仿真系统使用 Go 语言（GoLand 2020.3.1 x64）来实现。实验在一台采用 Intel® Core™ i7-6500U（2.50 GHz）中央处理器和 12 GB 内存的计算机上运行，每个实验运行 10 次，本节中的每个图表都用从这 10 次运行中收集的平均数据绘制。

3.4.1　RBT 信用分数

为了测试 RBT 的效果，需要根据 3.2.3、3.3.2节中描述的信誉更新规则指定示例公式：

1. CN-1 中成功共识实例的共识节点的信用提升：

$$R_{CN}^{+}(i)=\begin{cases}1-\pi^{ind_{CN}} & R_{CN}\geqslant R_{\min}\\ 0 & \text{其他}\end{cases} \tag{3.18}$$

其中

$$ind_{CN}=-\alpha\frac{r_{CN}^{+}(i)\left(1-10^{-\beta t_{CN}^{-}(i)}\right)}{\left(100R_{CN}(i)\right)^{2}} \tag{3.19}$$

$r_{CN}^{+}(i)$ 为 i 的总体共识成功率，$t_{CN}^{-}(i)$ 为自上次 $R_{CN}(i)$ 下降以来经过的时间，α、β、π 为参数。

2. CN-1 成功共识实例的领导者信用奖励：

$$R_{CN}^{L,+}(\ell)=\gamma R_{C}(r) \tag{3.20}$$

其中 γ 为参数。

3. CN-2 中失败共识实例的共识节点信用降低：

$$R_{CN}^{-}(i)=\begin{cases}base_{CN}^{\rho} & R_{CN}(i)\geqslant R_{min}\\ 0 & \text{其他}\end{cases} \tag{3.21}$$

其中

$$base_{CN}=\alpha\frac{r_{CN}^{-}(i)\left(1-10^{-\beta t_{CN}^{-}(i)}\right)}{\left[100\left(1-R_{CN}(i)\right)\right]^{2}}$$

$r_{CN}^{-}(i)$ 为 i 的总体共识失败率，ρ 为参数。

4. CN-2 中失败共识实例的领导者的信用惩罚：

$$R_{CN}^{L,-}(\ell)=\gamma\left(1-R_{C}(r)\right) \tag{3.22}$$

5. ES-1 交易供应执行成功的卖方信用提升：

$$R_{ES}^{+}(i)=\begin{cases}1-\pi^{ind_{ES}} & R_{ES}\geqslant R_{\min}\\ 0 & \text{其他}\end{cases} \tag{3.23}$$

其中

$$ind_{ES}=-\alpha\frac{r_{ES}^{+}(i)\left(1-10^{-\beta t_{ES}^{-}(i)}\right)}{\left(100R_{ES}(i)\right)^{2}}, \tag{3.24}$$

$r_{ES}^{+}(i)$ 为所有 i 成功供应执行的总能量与所有参与交易的总能量之比，$t_{ES}^{-}(i)$ 为自上次 $R_{ES}(i)$ 下降后经历的时间。

6. ES-2 中交易供应执行失败的卖方信用降低：

$$R_{ES}^{-}(i)=\begin{cases} base_{ES}^{\rho} & R_{ES}(i)\geqslant R_{min} \\ 0 & \text{其他} \end{cases} \tag{3.25}$$

其中

$$base_{ES}=\alpha\frac{r_{ES}^{-}(i)\left(1-10^{-\beta t_{ES}^{-}(i)}\right)}{\left[100\left(1-R_{ES}(i)\right)\right]^{2}},$$

$r_{ES}^{-}(i)$ 为所有 i 失败供应执行的总能量与所有参与交易的总能量之比。

7. EB-1 中交易消费成功执行的买方信用提升：

$$R_{EB}^{+}(i)=\begin{cases} 1-\pi^{ind_{EB}} & R_{EB}\geqslant R_{\min} \\ 0 & \text{其他} \end{cases} \tag{3.26}$$

其中

$$ind_{EB}=-\alpha\frac{r_{EB}^{+}(i)\left(1-10^{-\beta t_{EB}^{-}(i)}\right)}{\left(100R_{EB}(i)\right)^{2}} \tag{3.27}$$

$r_{EB}^{+}(i)$ 为所有 i 成功消费执行的总能量与所有参与交易的总能量之比，$t_{EB}^{-}(i)$ 为自上次 $R_{EB}(i)$ 下降以来经历的时间。

8. EB-2 中交易消费执行失败的卖方信用降低：

$$R_{EB}^{-}(i)=\begin{cases} base_{EB}^{\rho} & R_{EB}(i)\geqslant R_{min} \\ 0 & \text{其他} \end{cases} \tag{3.28}$$

其中

$$base_{EB}=\alpha\frac{r_{EB}^{-}(i)\left(1-10^{-\beta t_{EB}^{-}(i)}\right)}{\left[100\left(1-R_{EB}(i)\right)\right]^{2}}$$

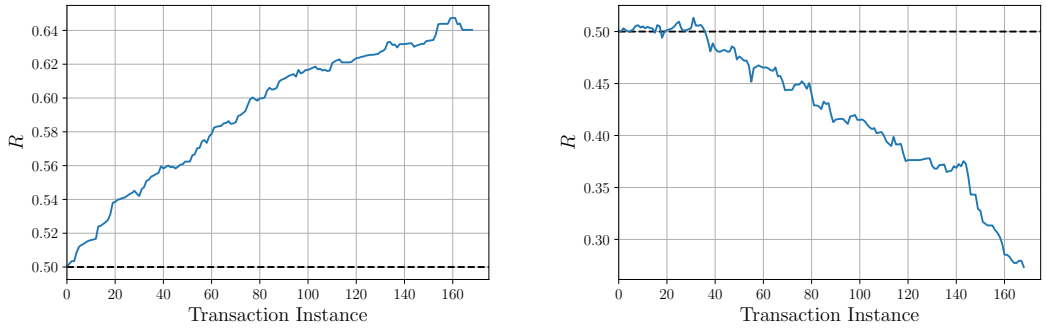
$r_{EB}^{-}(i)$ 为所有 i 失败的需求执行的总能量与所有参与交易的总能量的比率。

在仿真实验中，参数 $\alpha=6$，$\beta=0.02$，$\gamma=0.05$，$\pi=5$，$\rho=0.48$。

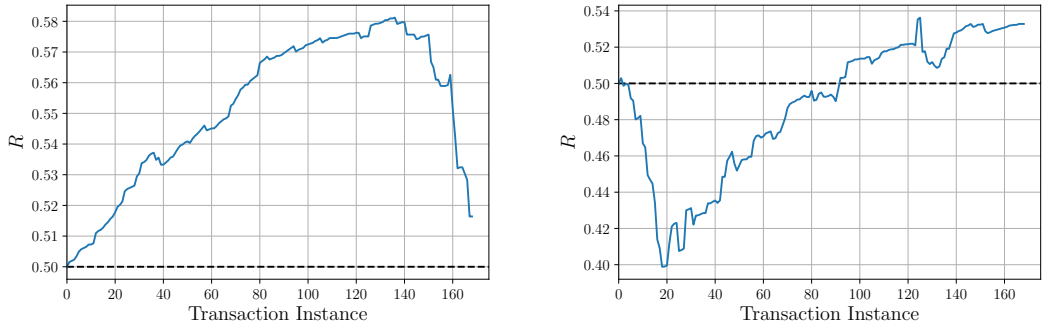
图 3.7模拟了 168 个交易实例的综合信用得分的 4 种典型趋势：逐渐上升、逐渐下降、上升后下降、下降后上升。这些趋势也反映在 [127] 中，直观地模拟了现实世界信任的变化。

3.4.2　基于信用的代理 PBFT

接下来评估实施了基于信用的代理 PBFT 共识的区块链系统的性能，将其与具有原始 PBFT 算法[9]作为共识机制的区块链系统进行比较。这里的所有图表将使用红色曲线表示基于信用的区块链系统，蓝色曲线表示基于 PBFT 的区块链系统。共识节点之间的链路延迟是从平均 200 ms 的均匀分布中随机抽取的。非故障



(a) 逐渐上升　　(b) 逐渐下降



(c) 上升后下降　　(d) 下降后上升

图 3.7　综合信用分数的 4 种典型趋势

节点之间的通信消息保证在 20 s 内发送（因为已经证明，在消息延迟不确定的情况下，确定地达成容错共识是不可能的[119]）。此外，生成新块的时间不超过 20 s。客户端应用程序提交交易请求的速度遵循泊松过程，平均每小时 2 个请求[25]。

这里进行了 3 个实验来比较基于信用的区块链和基于 PBFT 的区块链的性能：服务器可拓展性、客户端可拓展性和容错性。在这些实验中，客户端延迟和服务器端吞吐量是相关文献中评估区块链系统的两个常用的性能指标[128]。客户端延迟，简称延迟，指从请求提交到客户端接收相应回复所经过的时间。服务器吞吐量，简称吞吐量，计算为服务器每秒可处理的平均请求数。

表 3.1提供了三个实验的比较数据，取用于绘制相应图表的 10 组数据的平均值。接下来将详细介绍每个实验。

3.4.2.1　服务器和客户端可拓展性

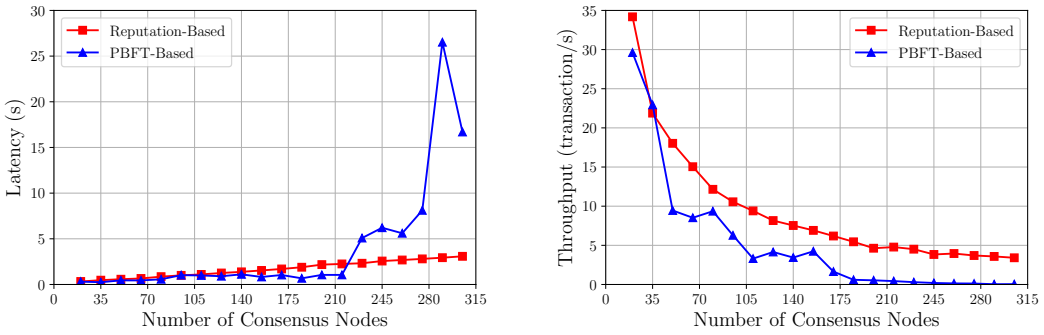
区块链系统的可拓展性在很大程度上取决于其底层共识算法的可拓展性。可拓展性通常有两个方面：服务器可拓展性和客户端可拓展性[129]。服务器可拓展性反映了系统应对服务器（共识节点）数量增加引起的工作负载的能力，而客户端可拓展性反映了系统处理客户端数量增加引起的工作负载的能力。在本文中，可

表 3.1　基于信用和基于 PBFT 的区块链之间的性能比较

实验	衡量标准	基于信用	基于 PBFT	差异
服务器可拓展性	平均延迟	1.68	3.95	−57.47%
	平均吞吐量	9.39	5.27	+78.18%
客户端可拓展性	平均延迟	11.46	23.66	−51.56%
	平均吞吐量	8.62	0.84	+926.19%
容错性	平均吞吐量	3.36	1.73	+94.22%

拓展性是通过随着服务器或客户端数量的增加的平均客户端延迟（客户端等待共识结果的平均时间）以及平均服务器端吞吐量（成功的共识实例的平均数量）来评估的。对于具有更高可扩展性的系统，随着系统规模的增加，延迟会以相对较慢的速度增加，吞吐量会以相对较慢的速度降低[128]。

正如 3.2.1节中提到的，PBFT 的二阶消息复杂度是提高其可拓展性的主要障碍。而代理 PBFT 仅通过让委员会成员达成共识来缓解这一问题。在服务器可拓展性实验中，固定 20 个客户端和 20 个委员会成员。从图 3.8(a)可以看出，共识节点数超过 216 后，基于 PBFT 的区块链的延迟突然增加，而基于信用的区块链的延迟变化非常小。在图 3.8(b)中，两条曲线都随着共识节点数的增加而下降，但红色曲线的下降速度较慢。基于信用的区块链的性能下降是因为，尽管委员会的规模没有增加，共识节点总数的增加还是会减缓了离线验证的进程。这两幅图表明，与基于 PBFT 的区块链相比，基于信用的区块链在服务器可拓展性方面有所改善。



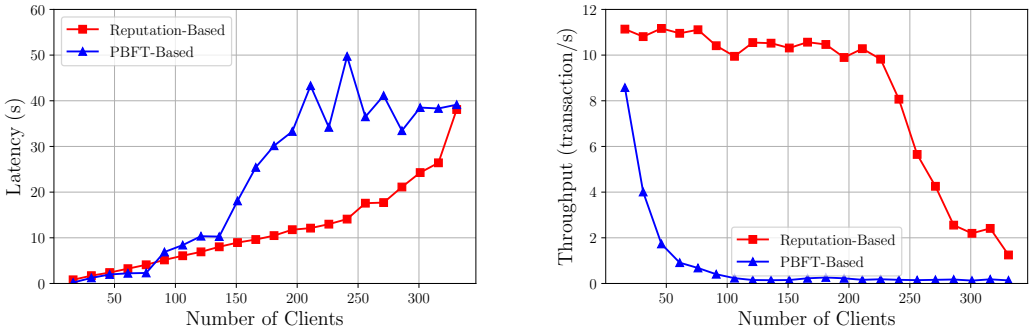
(a) 延迟 vs. 服务器数量　　(b) 吞吐量 vs. 服务器数量

共识节点（服务器）数量从 20 增加到 305。

图 3.8　基于代理 PBFT 的区块链和基于 PBFT 的区块链的服务器可拓展性比较

客户端可拓展性用来评估处理来自不断增加的客户端请求的能力。当请求提交速度超过服务器处理速度时，客户端请求的累积将显著降低系统效率。为了测

试基于信用的区块链的客户端可拓展性，固定 100 台服务器，其中 20 台可能成为委员会成员。如图 3.9(a)所示，尽管两条曲线都在上升，但红色曲线在绝大多数时候低于蓝色曲线。基于 PBFT 的区块链的延迟在客户端数量超过 136 之后显著增加。图 3.9(b)显示了基于信用的区块链的吞吐量大幅增加。在客户数量超过 100 之后，基于 PBFT 的区块链的吞吐量几乎为 0，而在客户数量超过 240 之前，基于信用的区块链的吞吐量没有显著下降。这两条曲线之间的巨大差距可能是由于 PBFT 的缓慢而复杂的恐慌和视图更改子程序造成的，这些子程序用来试图容忍节点的故障。代理 PBFT 通过允许共识失败来快速推进请求处理，从而避免了这种减速。这两幅图表明，与基于 PBFT 的区块链相比，基于信用的区块链具有更好的客户可拓展性。



(a) 延迟 vs. 客户端数量　　(b) 吞吐量 vs. 客户端数量

客户端数量从 1 增加到 331。

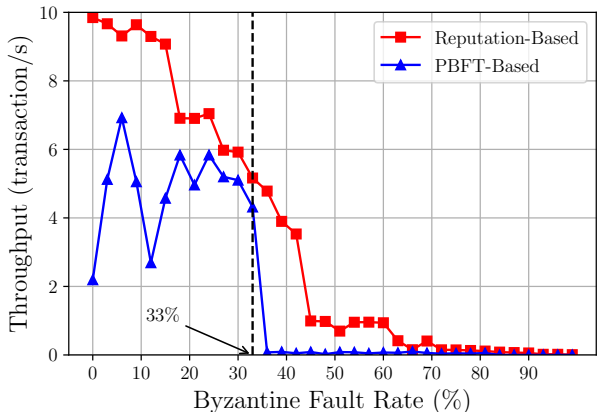
图 3.9　基于代理 PBFT 的区块链和基于 PBFT 的区块链的客户端可拓展性比较

3.4.2.2　容错性

容错性是指在存在拜占庭错误的情况下最终达成共识的能力。它可以通过吞吐量的变化来衡量，因为拜占庭错误率（或具有拜占庭错误的共识节点的比例）增加[130]。已经证明，如果拜占庭错误率大于 1/3，则 PBFT 无法达成共识[17]。因此，当拜占庭错误率超过 33% 时，PBFT 的吞吐量将降至零（或非常接近零）。相反，代理共识仅在委员会内部达成共识。随着时间的推移，具有拜占庭错误的节点的信用分数将越来越低，这是由于共识失败、双花和共谋的惩罚。第 3.2.3节中描述的共识节点规则鼓励领导者 ℓ 选择平均信用较高的投票委员会。因此，当良性节点在委员会中占多数时，即使拜占庭式错误率大于 1/3，仍有机会达成共识并达到非零吞吐量。

这一点可以通过图 3.10得到验证。吞吐量变为零的位置表示容错极限。可以看出，当拜占庭错误率超过 30% 时，基于 PBFT 的区块链的吞吐量几乎下降到 0，而基于信用的区块链的吞吐量在拜占庭错误率超过 80% 之前都没有收敛到 0。这

表明与基于 PBFT 的区块链相比，基于信用的区块链的容错能力有所提高。



具有拜占庭错误的共识节点比例从 0% 增加到 99%。

图 3.10　基于代理共识的区块链和基于 PBFT 的区块链之间的容错性比较

3.4.3　基于信用的区块链的应用关注点

尽管区块链已经成为最具影响力的信息和通信技术之一，关于区块链的应用方面的问题越来越明显，包括实施的复杂性、维护的困难、不同版本和系统之间的兼容性问题以及缺乏统一的评估标准。为了分析实用性，本文采用 [131] 中的管理标准来评估基于信用的区块链系统（如表 3.2所示）。请注意，这些标准不包含支持和自治标准，因为它们适用于开源区块链平台。

3.4.4　基于信用的 P2P 能源交易案例研究

为了评估本文基于声誉的 P2P 能源交易系统，现对同一交易执行时间段内的某一交易回合进行案例研究。为案例研究构建的所有数据都基于 [50,132] 中的实验。请注意，本系统是在能源互联网的背景下设计的，能源可以是气体、冷、热和电力的形式[133]。本案例研究选择电力作为说明，但将该系统扩展到其他形式的能源没有实质性的困难。此外，能源互联网中的分布式能源交易对参与者没有限制，它们可以是来自住宅、商业或工业的参与者。

表 3.3和 3.4分别提供了供需订单的详细信息。另外，还提供了主电网的统一采购价格和销售价格。为了鼓励参与 P2P 能源交易，案例选择较低的统一销售价格 $ 3.28 每 kW·h 和较高的统一购买价格 $ 1.17 每 kW·h。

匹配过程将首先过滤信用低于 $R_{\min} = 0.2$（U 和 W）的参与者的订单，分别根据 $rank_{sell}$ 和 $rank_{buy}$ 对供应订单列表和需求订单列表进行排序，并从顶部开始查看这两个列表。匹配结果如表 3.5所示。将本文的交易策略与不考虑信用的 k-双拍卖[118]进行比较，其中 $k = 0.6445$。相同供需订单对应的匹配结果如表 3.6所示。

表 3.2　根据 [131] 中的管理标准分析应用关注点

标准	评价	备注
抗攻击性	中	除了默认的加密算法和拜占庭容错外，还需要其他方案来防止拒绝服务攻击和 Sybil 攻击。
易学	良	除了普通区块链系统之外，开发者还需要了解信用系统。
易开发	中	采用 P2P 能源交易以外的场景需要设置不同的规则模块。
开发者	优	开发工作由 3 名软件工程师完成。
互通性	不适用	本系统的设计用于区域能源互联网中的分布式能源交易，因此不考虑与其他区块链系统的互通。
维护	良	由于信用系统的核心规则模块是通过可编程的智能合约实现的，因此与现有区块链平台相比，维护不会带来太多额外的困难。
易部署	良	
备份与恢复	良	
自动化	优	由于智能合约的广泛使用，自动化程度很高。

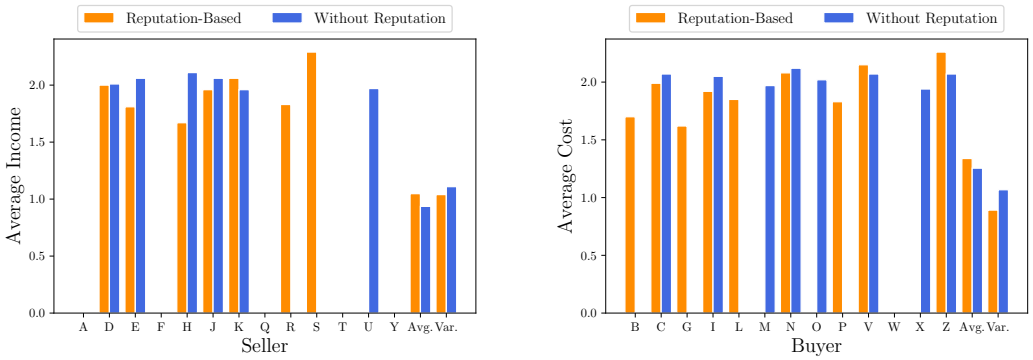
请注意，表 3.6中交易 11 和 12 的卖家是具有低信用分数的 U，信用分数为 0.1680。允许这些 P2P 交易的后果是无法保证其执行的成功，从而可能给买方 M 和 X 带来损失的风险。

图 3.11根据案例的交易结果，比较了 P2P 能源交易中两种交易策略中每个卖家/买家的平均收入/成本。从这两幅图中可以看出，与无信用的 k-双拍卖相比，基于信用的 k-双拍卖的卖家平均收入和买家平均成本的平均值均有增加，且其方差均有减小。请注意，这些图只考虑了 P2P 交易，因此表 3.5中的交易 17–26 和表 3.6中的交易 13–25 不计算在内。

最后，根据图 3.12中两种交易策略的交易结果计算所有参与者的 BFI 和 SFI。从散点图可以看出，基于信用的 k-双拍卖的公平性指标在不同信用分数之间更加集中和平衡。两条回归线的斜率有很大差异。更详细地说，图 3.12(a)中回归线的斜率，即基于信用的 k-双拍卖的 $r(\boldsymbol{R}, \boldsymbol{FI})$ 更接近于 0，根据（3.17），这产生了更大的公平因子 3.7615（相比于没有信用的 k-双拍卖的公平因子 1.1442）。正如在第 3.3.3节中提到的，更大的公平性因子有助于使信用成为参与 P2P 能源交易系统的良好激励因素。

表 3.3　供应订单案例

卖家	供应量（kW·h）	销售价（$/kW·h）	综合信用得分	$rank_{sell}$
A	53	2.24	0.7198	3.1120
D	32	1.82	0.5931	3.0686
E	60	1.63	0.5316	3.0662
F	26	2.34	0.4738	4.9388
H	35	1.62	0.2004	8.0838
J	33	1.69	0.6002	2.8157
K	38	1.82	0.6997	2.6011
Q	40	2.21	0.6046	3.6553
R	59	1.73	0.6815	2.5385
S	35	2.27	0.7414	3.0618
T	31	2.23	0.5875	3.7957
U	32	1.92	0.1680	11.4286
Y	59	2.30	0.6085	3.7798



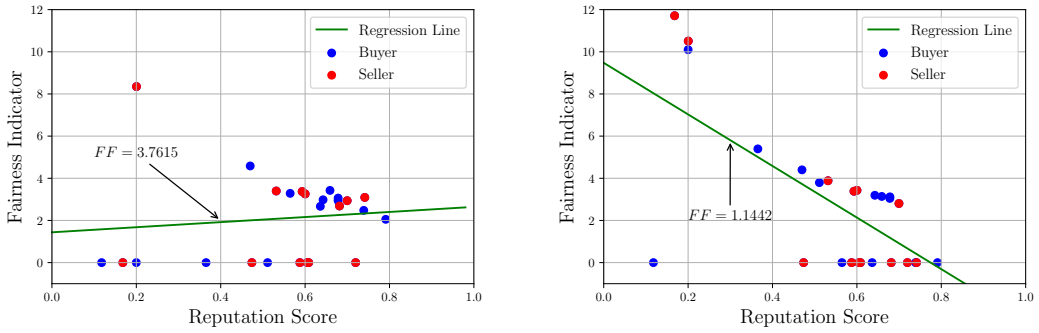
(a) 卖家平均收入　　(b) 买家平均成本

数据根据表 3.5和 3.6中的匹配结果计算获得。

图 3.11　P2P 能源交易中基于信用的 k-双拍卖和无信用的 k-双拍卖中卖家平均收入和买家平均成本对比

表 3.4　需求订单案例

买家	需求量（kW·h）	购买价（$/kW·h）	综合信用得分	$rank_{buy}$
B	31	1.78	0.6361	4.8888
C	59	2.25	0.6781	6.9854
G	28	1.64	0.7911	7.8431
I	27	2.26	0.6426	6.3199
L	51	1.87	0.5646	4.2929
M	60	2.04	0.3653	3.2131
N	28	2.39	0.6783	7.4247
O	25	2.13	0.2000	2.6618
P	40	1.94	0.7390	7.4273
V	33	2.31	0.4699	4.3560
W	28	1.64	0.1178	1.8586
X	27	1.95	0.5111	3.9869
Z	27	2.31	0.6590	6.7702



(a) 基于信用的 k-双拍卖　　(b) 无信用的 k-双拍卖

根据（3.15）、（3.16）和（3.17）计算数据。这两种机制的公平因子由其回归线的斜率表示。

图 3.12　基于信用的 k-双拍卖和无信用的 k-双拍卖之间的买方/卖方公平性指标对比

表 3.5　基于信用的 *k*-双拍卖的匹配结果

交易	买家	卖家	交易量（kW·h）	交易价格（$/kW·h）
1	G	H	28	1.62
2	P	R	40	1.83
3	N	R	19	2.06
4	N	K	9	2.11
5	C	K	29	2.04
6	C	J	30	1.95
7	Z	J	3	1.99
8	Z	S	24	2.29
9	I	E	27	1.92
10	B	E	31	1.70
11	V	S	11	2.29
12	V	E	2	1.99
13	V	D	20	2.09
14	L	D	12	1.85
15	L	H	7	1.87
16	主电网	A	53	1.17
17	主电网	Q	40	1.17
18	主电网	Y	59	1.17
19	主电网	T	31	1.17
20	主电网	F	26	1.17
21	主电网	U	32	1.17
22	L	主电网	32	3.28
23	X	主电网	27	3.28
24	M	主电网	60	3.28
25	O	主电网	25	3.28
26	W	主电网	28	3.28

表 3.6　不考虑信用的 k-双拍卖[118]的匹配结果

交易	买家	卖家	交易量（kW·h）	交易价格（$/kW·h）
1	N	H	28	2.12
2	V	H	7	2.06
3	V	E	26	2.07
4	Z	E	27	2.07
5	I	E	7	2.04
6	I	J	20	2.06
7	C	R	59	2.07
8	O	D	25	2.02
9	M	D	7	1.96
10	M	K	38	1.96
11	M	U	15	2.00
12	X	U	16	1.94
13	主电网	J	13	1.17
14	主电网	Q	40	1.17
15	主电网	T	31	1.17
16	主电网	A	53	1.17
17	主电网	S	35	1.17
18	主电网	Y	59	1.17
19	主电网	F	26	1.17
20	X	主电网	11	3.28
21	P	主电网	40	3.28
22	L	主电网	51	3.28
23	B	主电网	31	3.28
24	G	主电网	28	3.28
25	W	主电网	28	3.28

第 4 章　共识控制在分布式能源系统中的应用研究

4.1　系统描述

在本文中考虑一个由 n 微电网（简称微网）组成的系统，每个微网由一个负载、一个 PV、一个 MT 和一个 BES 装置组成（如图 4.1）所示。除了物理链路外，还可以在微电网之间建立通信链路，以实现状态信息共享。用 MG_i 表示第 i 个微网。

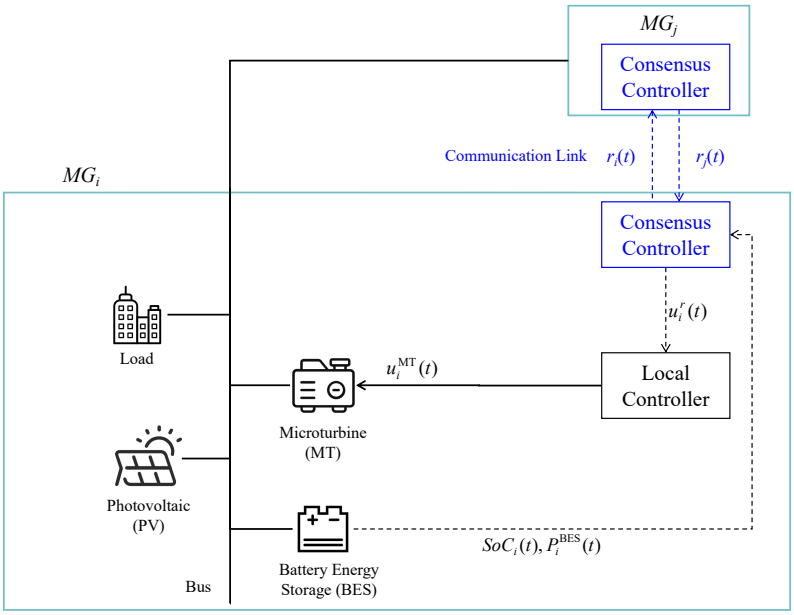


图 4.1　微网示例

本节将通过随机微分方程描述多微网系统的动态，并详细描述一种全新的基于共识的控制策略。

4.1.1　单个微网动态

现描述单个微网 MG_i 的系统动态。

4.1.1.1　负载和光伏动态

注意，负载和 PV 的功率可能会受到环境干扰的影响（例如，意外接入大功率设备或光强突然变化）。这种随机性和不确定性可以用随机微分方程来建模。具体地，定义一个概率空间 $(\Omega, \mathcal{F}, \mathbb{P})$，其中 Ω 为样本空间，$\mathcal{F}$ 为 Ω 的子集的 σ-代数，$\mathbb{P}$ 为概率测度。在概率空间中定义两个独立的标量 Wiener 过程 $W_i^{\text{Load}}(t)$ 和 $W_i^{\text{PV}}(t)$，

用来描述负载和 PV 的短期功率偏差。于是，MG_i 中负载与 PV 的动态可以建模为[134-136]：

$$\mathrm{d}P_i^{\mathrm{Load}}(t) = -\rho_i^{\mathrm{Load}} P_i^{\mathrm{Load}}(t)\mathrm{d}t + \sigma_i^{\mathrm{Load}} \mathrm{d}W_i^{\mathrm{Load}}(t) \tag{4.1}$$

$$\mathrm{d}P_i^{\mathrm{PV}}(t) = -\rho_i^{\mathrm{PV}} P_i^{\mathrm{PV}}(t)\mathrm{d}t + \sigma_i^{\mathrm{PV}} \mathrm{d}W_i^{\mathrm{PV}}(t) \tag{4.2}$$

其中，$P_i^{\mathrm{Load}}(t)$、$P_i^{\mathrm{PV}}(t)$ 为负载和 PV 的工作功率，ρ_i^{Load}、ρ_i^{PV}、σ_i^{Load}、σ_i^{PV} 为系统参数。

随机电力系统的动力学研究始于几十年前[137-138]。当能源系统遇到不确定性（如太阳辐射、风速或负载功率的不可预测变化）时，由于建模误差，传统方法无法准确测量某些系统参数[135,139]。对于这样的动态系统，随机偏差不能简单地用常微分方程来描述。值得注意的是，随机微分方程已被用来描述随机功率偏差（参见 [134-135,140]）。

4.1.1.2　电池储能动态

SoC 是评估 BES 设备剩余容量的重要指标。微网 MG_i 的 BES 的 SoC 定义为[141]：

$$\mathrm{d}SoC_i(t) = -\frac{\eta_i}{3600Q_i} P_i^{\mathrm{BES}}(t)\mathrm{d}t, \tag{4.3}$$

其中 Q_i 为电池容量，$P_i^{\mathrm{BES}}(t)$ 为 BES 输出功率，η_i 为充/放电系数：

$$\eta_i = \begin{cases} \eta_i^{\mathrm{in}} & P_i^{\mathrm{BES}}(t) < 0 \\ 1/\eta_i^{\mathrm{out}} & P_i^{\mathrm{BES}}(t) \geqslant 0 \end{cases}$$

参数 η_i^{in}、η_i^{out} 与 BES 的充电和放电效率有关。请注意，$P_i^{\mathrm{BES}}(t)$ 以 kW 为单位，t 以 s 为单位，Q_i 以 kW·h 为单位时，由于单位转换，（4.3）分母上出现系数 3600。

BES 的输出功率应限制在适当范围内：

$$0 \leqslant |P_i^{\mathrm{BES}}(t)| \leqslant P_i^{\max} \tag{4.4}$$

其中 $P_i^{\max}$ 为 BES 最大功率。另外，SoC 的约束条件如下：

$$0 < SoC_i(t) < 1 \tag{4.5}$$

为了防止过度充电和过度放电，建议 $SoC_i(t)$ 限制在以下范围内：

$$SoC_i^{\min} \leqslant SoC_i(t) \leqslant SoC_i^{\max} \tag{4.6}$$

其中 $SoC_i^{\min}$ 与 $SoC_i^{\max}$ 分别为 $SoC_i(t)$ 的建议下限和上限。请注意，由（4.6）定义的边界是软性的，即 $SoC_i(t)$ 的值可能在实际操作期间超出建议的范围，但会受

到惩罚（如 4.2.1.3节所述）。相反，$SoC_i(t)$ 需要严格遵循（4.5）给出的要求。

4.1.1.3　微型涡轮动态

可再生能源的不确定性会导致微网的电力供需失衡，严重影响整个系统的正常运行。因此，在每个微网中添加一个消耗传统化石能源的 MT 作为可控发电装置。通过控制 MT 的发电量，可以弥补 PV 发电的不足。根据 [136]，MT 的动态可以建模为：

$$\mathrm{d}P_i^{\mathrm{MT}}(t) = -\rho_i^{\mathrm{MT}}\left[P_i^{\mathrm{MT}}(t) - k_i^{\mathrm{MT}}u_i^{\mathrm{MT}}(t)\right]\mathrm{d}t \tag{4.7}$$

其中，$P_i^{\mathrm{MT}}(t)$ 为 MT 的输出功率，$u_i^{\mathrm{MT}}(t) \in [0,1]$ 为对 MT 施加的控制信号，ρ_i^{MT} 为常数，k_i^{MT} 为控制增益。

4.1.1.4　功率平衡

当微网内的电力供应与电力需求不匹配时，将在邻接的微网之间进行电力传输。如果电力供应超过需求，则过剩的电力可用于为其他微网供电。反之，其他微网的电力传输将缓解供应短缺。假设 $P_i^{\mathrm{in}}(t)$ 为输入 MG_i 的功率。当 $P_i^{\mathrm{in}}(t) > 0$ 时，能量从其他微网流入 MG_i，如果 $P_i^{\mathrm{in}}(t) < 0$ 则相反。因此，MG_i 的功率应达到如下平衡：

$$P_i^{\mathrm{PV}}(t) + P_i^{\mathrm{MT}}(t) + P_i^{\mathrm{BES}}(t) + P_i^{\mathrm{in}}(t) = P_i^{\mathrm{Load}}(t) \tag{4.8}$$

4.1.2　基于共识的控制

现描述一种新的基于共识的控制策略，用于 BES 系统的管理。

系统的通信网络可以建模为无向图 $\mathcal{G} = (\mathcal{V}, \mathcal{E})$，其中顶点集 $\mathcal{V} = \{1, 2, \cdots, n\}$ 对应微网集合 $\{MG_1, MG_2, \cdots, MG_n\}$，边集 $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{V} \times \mathcal{V}$ 包含微网之间的所有通信连接。具体地，边 $(i, j) \in \mathcal{E}$ 当且仅当 MG_i 和 MG_j 之间存在通信连接。设 $\mathcal{N}(i) \subseteq \mathcal{V}$ 为 MG_i 的邻接集：

$$\mathcal{N}(i) = \{j \in \mathcal{V} : (i, j) \in \mathcal{E}\}$$

它包含了所有与 MG_i 相邻的微网。

于是，图 $\mathcal{G}$ 的邻接矩阵 $\mathcal{A} = (a_{ij})_{n\times n}$ 定义如下：

$$a_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{当 } (i,j) \in \mathcal{E} \\ 0 & \text{否则} \end{cases}$$

通常，$a_{ii} = 0$，因为微网不需要与自身的通信链路。此外，无向图要求边 (i, j) 与 (j, i) 代表 MG_i 与 MG_j 之间的同一条链路。因此，对所有 i、$j \in \mathcal{V}$，有 $a_{ij} = a_{ji}$。

该邻接矩阵通过代数描述多微网网络的拓扑结构，在共识中起着重要作用。

在分布式共识中，微网将通过通信链路就一些公共状态变量达成一致。当所有微网的状态变量相等时就达成了共识[67]。这一共识值可视为微网在本地控制和全局合作之间达到的均衡点[142-143]。

BES 系统的 SoC 同步是共识在能源互联网中的经典应用[71-72]。然而，正如在第 1.3节中提到的，简单的 SoC 同步可能会导致意外的过充电/过放电和循环电流，从而导致系统性能下降（读者可以参考 [73-74] 了解详细的解释）。因此，类似 [73-74]，本文控制策略中的共识目标是同步 BES 输出功率与 SoC 的比值。

正式地，BES 输出功率 $P_i^{\mathrm{BES}}(t)$ 与荷电状态 $SoC_i(t)$ 的比值记为:

$$r_i(t)=\frac{P_i^{\mathrm{BES}}(t)}{SoC_i(t)} \tag{4.9}$$

这描述了 $SoC_i(t)$ 的相对变化率。共识算法要求 MG_i 根据其相邻微网该比值的线性组合更新共识变量 $r_i(t)$，（连续形式）共识更新如下[144]：

$$\dot{r}_i(t)=\kappa_i^r u_i^r(t) \tag{4.10}$$

其中，κ_i^r 为一常数，$u_i^r(\cdot)$ 为定义如下的局部状态反馈函数：

$$u_i^r(t)=\sum_{i=1}^{n} k_{ij}(r_j(t)-r_i(t)) \tag{4.11}$$

其中 $\{k_{ij}\}_{i,j=1}^{n}$ 为待求的一组共识系数。由于状态信息仅在相邻的微电网之间本地共享，因此如果 $j\notin\mathcal{N}(i)$，则 $k_{ij}=0$。此外，比值 $r_i(t)$ 是通过通信链路与相邻微网共享的唯一状态变量。

如果所有的 $r_i(t)$ 最终稳定在一个固定值（或均衡点）r^*，就可以称*共识达成*，即[100]：

$$\lim_{t\to\infty} r_1(t)=\lim_{t\to\infty} r_2(t)=\cdots=\lim_{t\to\infty} r_n(t)=r^* \tag{4.12}$$

换句话说，共识的目标是同步所有 BES 的 SoC 的相对变化速度。定义 MG_i 的共识误差 $e_i(t)$[145]：

$$e_i(t)=\sum_{i=1}^{n} a_{ij}(r_j(t)-r_i(t)) \tag{4.13}$$

它用来衡量 MG_i 的 r_i 与相邻微网的差别。

当系统存在 Wiener 过程 $W_i^{\mathrm{Load}}(t)$ 和 $W_i^{\mathrm{PV}}(t)$ 时，由（4.12）描述的严格的共识要求可能无法实现。这种情况下，共识要求可以放松为[146]：

$$\lim_{t\to\infty}\mathbb{E}[|r_i(t)-r^*|]=0,\quad i=1,2,\cdots,n \tag{4.14}$$

其中 $\mathbb{E}[\cdot]$ 代表数学期望。换句话说，只要所有 $r_i(t)$ 具有相同的期望 r^*，即使它们没有完全固定下来，也可以算作达成共识。

结合（4.3）（4.9）（4.10）可得：

$$\mathrm{d}P_i^{\mathrm{BES}}(t)=\left[SoC_i(t)u_i^r(t)-\frac{\eta_i\left(P_i^{\mathrm{BES}}(t)\right)^2}{3600Q_iSoC(t)}\right]\mathrm{d}t \tag{4.15}$$

换言之，（4.11）中的比值 $r_i(t)$ 的更新是通过改变 BES 输出功率 $P_i^{\mathrm{BES}}(t)$ 来实现的。然而，BES 不是一个可控装置。只有当多微网试图根据（4.8）保持功率平衡时，才能改变其功率。因此，可以通过控制 MT 来打破功率平衡，从而强制改变 BES 功率。

4.1.3　多微网系统动态

现描述多微网系统的综合模型。

令

$$x_i(t)=\left[P_i^{\mathrm{Load}}(t),P_i^{\mathrm{PV}}(t),SoC_i(t),r_i(t),P_i^{\mathrm{MT}}(t)\right]^{\mathrm{T}},$$

$$u_i(t)=\left[u_i^r(t),u_i^{\mathrm{MT}}(t)\right]^{\mathrm{T}},\quad W_i(t)=\left[W_i^{\mathrm{Load}}(t),W_i^{\mathrm{PV}}(t)\right]^{\mathrm{T}},$$

其中上标“T”表示矩阵（向量）转置。结合（4.1）（4.2）（4.3）（4.7）（4.10），MG_i 的系统动态可以写作：

$$\mathrm{d}x_i(t)=\left[A_ix_i(t)+f_i(x_i(t))+B_iu_i(t)\right]\mathrm{d}t+S_i\mathrm{d}W_i(t) \tag{4.16}$$

其中

$$A_i=\begin{bmatrix}-\rho_i^{\mathrm{Load}}&0&0&0&0\\0&-\rho_i^{\mathrm{PV}}&0&0&0\\0&0&0&0&0\\0&0&0&0&0\\0&0&0&0&-\rho_i^{\mathrm{MT}}\end{bmatrix},B_i=\begin{bmatrix}0&0\\0&0\\0&0\\\kappa_i^r&0\\0&\rho_i^{\mathrm{MT}}k_i^{\mathrm{MT}}\end{bmatrix},S_i=\begin{bmatrix}\sigma_i^{\mathrm{Load}}&0\\0&\sigma_i^{\mathrm{PV}}\\0&0\\0&0\\0&0\end{bmatrix}$$

为常数矩阵，

$$f_i(x_i(t))=\left[0,0,0,-\frac{\eta_i}{3600Q_i}r_i(t)SoC_i(t),0\right]^{\mathrm{T}}$$

为 $x_i(t)$ 的一个非线性函数。

再令

$$x(t)=\left[x_1(t)^{\mathrm{T}},x_2(t)^{\mathrm{T}},\cdots,x_n(t)^{\mathrm{T}}\right]^{\mathrm{T}},$$

$$u(t)=\left[u_1(t)^{\mathrm{T}},u_2(t)^{\mathrm{T}},\cdots,u_n(t)^{\mathrm{T}}\right]^{\mathrm{T}},W(t)=\left[W_1(t)^{\mathrm{T}},W_2(t)^{\mathrm{T}},\cdots,W_n(t)^{\mathrm{T}}\right]^{\mathrm{T}}.$$

则多微网系统的动态可以写作：

$$\mathrm{d}x(t)=[Ax(t)+f(x(t))+Bu(t)]\,\mathrm{d}t+Sx(t)\mathrm{d}W(t) \tag{4.17}$$

其中

$$A=\mathrm{diag}[A_1,A_2,\cdots,A_n],B=\mathrm{diag}[B_1,B_2,\cdots,B_n],S=\mathrm{diag}[S_1,S_2,\cdots,S_n]$$

为准对角常数矩阵，

$$f(x(t))=\left[f_1(x_1(t))^{\mathrm{T}},f_2(x_2(t))^{\mathrm{T}},\cdots,f_n(x_n(t))^{\mathrm{T}}\right]^{\mathrm{T}}$$

为 $x(t)$ 的一个非线性函数。

4.2　控制优化目标

本节将控制问题表述为一个优化问题。

4.2.1　控制目标

控制策略的目标包括达成共识，降低电池退化成本，并将 BES 的 SoC 和输出功率限制在各自的范围内。这可以通过最小化以下目标函数来实现：

$$J=\epsilon_1 J_{\mathrm{cons}}+\epsilon_2 J_{\mathrm{dc}}+\epsilon_3 J_{\mathrm{soc}}+\epsilon_4 J_{\mathrm{bes}} \tag{4.18}$$

其中，ϵ_1、ϵ_2、ϵ_3、ϵ_4 为程度因子，J_{cons}、J_{dc}、J_{soc}、J_{bes} 为与上述目标相对应的不同性能指标。注意，性能指标（或优化目标）的影响可以通过根据需求更改相应的程度因子进行调整。接下来将逐一解释（4.18）中的每个性能指标。

4.2.1.1　共识

控制策略的首要目标是就 r_i 达成共识，即微网中 BES 输出功率与 SoC 的比值。不难看出，如果

$$\lim_{t\to\infty}\mathbb{E}[e_1(t)]=\lim_{t\to\infty}\mathbb{E}[e_2(t)]=\cdots=\lim_{t\to\infty}\mathbb{E}[e_n(t)]=0$$

则满足共识要求（4.14）。在这种情况下，达成共识转化为最小化所有微网的共识误差。相应的性能指标可通过以下公式计算：

$$J_{\mathrm{cons}}=\mathbb{E}\left[\int_0^T\sum_{i=1}^{n}\left(e_i(t)\right)^2\mathrm{d}t\right] \tag{4.19}$$

其中 T 为观察终止时间。关于 T 的详细解释参见 4.4节。

4.2.1.2　电池折旧成本

BES 频繁的充电和放电可能会导致电池性能下降。为了防止过度控制并延长 BES 的使用寿命，电池退化成本是一个必须优化的重要指标。根据 [116-117]，电池退化成本可简单计算如下：

$$J_{\mathrm{dc}}=\mathbb{E}\left[\int_0^T\sum_{i=1}^n\left(\eta_i P_i^{\mathrm{BES}}(t)\right)^2\mathrm{d}t\right] \tag{4.20}$$

4.2.1.3　越界惩罚

如果控制导致 SoC 超出（4.6）定义的推荐范围，则可能会损坏 BES 设备。此越界成本可通过以下惩罚函数进行评估[141]：

$$\phi_i^{\mathrm{soc}}(t)=\mathbb{I}(SoC_i(t)\leqslant SoC_i^{\min})+\mathbb{I}(SoC_i(t)\geqslant SoC_i^{\max}) \tag{4.21}$$

其中 $\mathbb{I}(\cdot)$ 为如下的特征函数：

$$\mathbb{I}(X)=\begin{cases}1 & \text{当事件}X\text{为真}\\ 0 & \text{否则}\end{cases}$$

SoC 越界惩罚的相应性能指标为：

$$J_{\mathrm{soc}}=\mathbb{E}\left[\int_0^T\sum_{i=1}^n\phi_i^{\mathrm{soc}}(t)\mathrm{d}t\right] \tag{4.22}$$

如果 BES 输出功率 $P_i^{\mathrm{BES}}(t)$ 超过（4.4）中的边界，BES 也可能遭到损坏。BES 功率越界的类似惩罚函数可定义为[141]：

$$\phi_i^{\mathrm{bes}}(t)=\mathbb{I}(|P_i^{\mathrm{BES}}(t)|\geqslant P_i^{\max}) \tag{4.23}$$

BES 功率越界的相应性能指标通过以下公式计算：

$$J_{\mathrm{bes}}=\mathbb{E}\left[\int_0^T\sum_{i=1}^n\phi_i^{\mathrm{bes}}(t)\mathrm{d}t\right] \tag{4.24}$$

4.2.2　问题表述

在描述系统动态和定义目标函数后，基于共识的控制问题可以表述为以下优化问题：

$$\begin{aligned} \min_{u} \quad & \boldsymbol{J} \\ \text{Subject to:} \quad & （4.1）,（4.2）,（4.3）,（4.10）（4.7） \\ & （4.8）,（4.11） \\ & 0 < SoC_i(t) < 1 \\ & 0 \leqslant |P_i^{\mathrm{BES}}(t)| \leqslant P_i^{\max} \end{aligned} \tag{4.25}$$

当求出最小化 $\boldsymbol{J}$ 的 $u(t) = u^*(t)$ 时，上述问题得到解决。正如在第 4.1.2节中所述，由（4.11）描述的 $r_i(t)$ 的更新是通过改变 BES 电源 $P_i^{\mathrm{BES}}(t)$ 来实现的，可以由对 MT 的控制信号 $u_i^{\mathrm{MT}}(t)$ 间接控制。也就是说，当求得了最小化 $\boldsymbol{J}$ 的共识系数矩阵 $\boldsymbol{K} = \boldsymbol{K}^*$，然后相应地确定了 $u_i^{\mathrm{MT}}(t)$，则控制问题（4.25）就得到了解决。

注意，许多现有工作中的共识变量与系统状态 $x_i(t)$ 呈线性关系。然而，本文的共识变量 $r_i(t)$ 与 $x_i(t)$ 并非线性的，因为它的分母上有 $SoC_i(t)$（见（4.9））。因此，现有的解决方案（如局部邻接[61]）可能不适合本问题。此外，系统（4.17）的非线性不仅增加了采用现有解决方案的难度，还增加了用一些传统方法求解控制问题的难度。

4.3　通过压缩感知求解

本节设计了一个算法，通过将压缩感知与迭代方法相结合，求出一个 $u(t) = u^*(t)$，使得（4.25）的非线性随机控制问题问题得到最优化。注意，由于 Wiener 过程项 $\boldsymbol{W}(t)$，由（4.17）描述的系统是随机的。根据 [147]，随机变量的 Hermite 多项式展开系数通常是稀疏的，这满足了通过压缩感知求解的前提。在 [148-149] 中已说明，与传统方法（如 MC 方法[78]）相比，压缩感知方法在提高处理高维随机系统的效率方面具有显著优势。

4.3.1　基于压缩感知的状态变量还原

第一步需要使用算法 4.1中的压缩感知方法求解状态方程（4.17）中状态变量 $x(t)$ 的过程。由于负荷和 PV 功率的不确定性和随机性由 Wiener 过程 $\boldsymbol{W}(t)$ 描述，可以使用 Hermite 多项式来展开 $\boldsymbol{W}(t)$[150]。为了算法 4.1中步骤 a 和 b 的数值计算的可行性，展开表达式通常会被截断为有限项。在步骤 c 中，通过解决（4.26）描述的 ℓ_1-最小化问题[148]，还原状态变量 $x(t)$ 的展开系数 $\boldsymbol{c}$。

算法 4.1 状态方程（4.17）的压缩感知算法

a. 改写 Wiener 过程 $W(t)$：

$$W(t)=\sum_{j=1}^{\infty}\xi_j\int_0^t\varphi_j(\tau)\mathrm{d}\tau$$

其中，$\{\xi_j\}_{j=1}^{\infty}$ 为从标准正态分布中选择的独立同分布随机变量，$\{\varphi_j\}_{j=1}^{\infty}$ 为一组正交基。

b. 对 $x(t)$ 进行多项式混沌展开：

$$x(t,\boldsymbol{\xi})=\sum_{j=1}^{\infty}c_j(t)\psi_j(\boldsymbol{\xi})$$

其中，$\{\psi_j(\boldsymbol{\xi})\}_{j=1}^{\infty}$ 为 Hermite 多项式，$\boldsymbol{\xi}=[\xi_1,\xi_2,\cdots,\xi_j,\cdots]^{\mathrm{T}}$ 和 $\{c_j(t)\}_{j=1}^{\infty}$ 为待定的稀疏系数。

c. 通过求解如下问题得到稀疏系数 $\{c_j\}_{j=1}^{\infty}$：

$$\hat{\boldsymbol{c}}=\arg\min\|\boldsymbol{c}\|_1,\quad \text{s.t.}\quad \|\boldsymbol{X}-\boldsymbol{\Psi}\boldsymbol{c}\|\leqslant\epsilon \tag{4.26}$$

其中，$\boldsymbol{X}$ 为 $x(t)$ 在每个时间点 t 的样本仿真结果，$\boldsymbol{\Psi}$ 为将 $\boldsymbol{X}$ 的随机样本点插入 Hermite 多项式所得的信息矩阵，$\boldsymbol{c}=[c_1,c_2,\cdots,c_j,\cdots]^{\mathrm{T}}$ 为待定的系数向量。

压缩传感最显著的优点是，仅使用一小组采样点就可以准确地还原变量，从而在很大程度上降低了计算成本。假设 d 是步骤 a 和 b 中用于（截断）展开的随机多项式基的数目。然后，通过压缩传感进行精确还原所需的样本点总数（以 N 表示）约为 $c\log^4 d$，其中 c 是一个常数（有关更详细的证明，请参考 [151-152]）。可以看到，N 渐近地小于 d。一旦样本数量超过 N，添加更多样本将不再提高精度，此时称压缩感知算法收敛。相比之下，传统的 MC 方法是半阶收敛的，求解效率要低得多。

算法 4.1的变量还原误差主要来自两个部分：随机项展开引起的截断误差（步骤 a）和求解 ℓ_1-最小化问题（4.26）（步骤 c）。根据 [151] 的分析，基于多项式基的选择，截断误差是固定的，而当系数向量 $\boldsymbol{c}$ 更稀疏时，可以减小求解 ℓ_1-最小化的误差。因此，随机项越稀疏，压缩感知方法就越精确。读者可以参考 [149,153] 了解算法 4.1收敛性分析的更多细节。

4.3.2　基于压缩感知的梯度下降求解随机最优控制

在获得 $x(t)$ 后，使用 CSGD 来解决随机最优控制问题（4.25），即找到使优化目标函数 J 最小化的共识系数矩阵 $K=K^*$。算法 4.2中给出了该算法的详细信息。注意，CSGD 是一种与算法 4.1相结合的迭代算法（例如梯度下降）。

在算法 4.2中，步骤 b 中的 Hamilton 系统（4.27）是问题（4.25）的等价系统。可以通过找到相应的 Hamilton 方程的解来推导这个最优控制问题的解。算法 4.1中

算法 4.2 求解问题（4.25）的基于压缩感知的梯度下降 CSGD 算法

a. 初始化用于优化的参数：

包括算法 4.1中 Hermite 多项式基截断数目，步长 $z>0$，容忍参数 γ，时间步长 Δt，初始化共识系数矩阵 K^0。

b. 推导问题（4.25）的 Hamilton 系统：

$$\mathrm{d}x=\frac{\partial H}{\partial \lambda},\mathrm{d}\lambda=-\frac{\partial H}{\partial x},0=\frac{\partial H}{\partial K} \tag{4.27}$$

其中，H 为如下 Hamilton 函数[154]：

$$H=J+\dot{\lambda}(t)\{(Ax(t)+f(x(t))+Bu(t))\mathrm{d}t+S\mathrm{d}W(t)\}$$

$\lambda(t)$ 为 $x(t)$ 对应的共轭状态。

c. 用算法 4.1得到系统（4.17）的状态解 $x^0(t)$ 。

d. 对 $\ell=1,2,\cdots$ 循环：

1. 根据 $x^{\ell-1}(t)$ 和 $K^{\ell-1}$，用算法 4.1确定共轭方程（4.27）的解 $\lambda^{\ell-1}$；
2. 根据 $\lambda^{\ell-1}$、$K^{\ell-1}$、$x^{\ell-1}$ 及 $\frac{\partial H}{\partial K}$ 确定步长 $\frac{\partial H}{\partial K^{\ell-1}}$；
3. 根据 $K^{\ell-1}$、$\frac{\partial H}{\partial K^{\ell-1}}$ 确定新矩阵 K^{ℓ}：

$$K^{\ell}=K^{\ell-1}-z^{\ell-1}\frac{\partial H}{\partial K^{\ell-1}}$$

4. 基于 K^{ℓ}，使用算法 4.1计算 $x^{\ell}(t)$；
5. 根据 K^{ℓ}、$x^{\ell}(t)$ 确定目标函数 J^{ℓ} 的值。如果相对误差达到要求，停止并输出 $K^*=K^{\ell}$。否则，继续进行下一个循环。

的压缩感知方法用于在步骤 c 和 d 中计算系统状态 $x(t)$ 和相应的共轭状态 $\lambda(t)$。与传统方法相比，这大大降低了解决高维问题的计算成本。算法 4.2中的其他步骤是梯度下降法的典型步骤。

正如在第 4.2.2节中提到的，通过结合（4.3）（4.11）（4.8）确定 K^*，就可以导出最优控制信号 $u(t)=u^*(t)$。

4.4　仿真结果

本节中将详细分析由上一节中的算法获得的（4.25）数值解的模拟结果。所有结果都是在 MATLAB R2020b 中获得的，运行在一台配备 Intel Core i7-7700 CPU 的计算机上，并使用一块带有 2GB 图形内存的 GPU 卡。特别地，算法 4.1的步骤 c 中的还原过程是由 MATLAB 工具箱 SPGL1 完成的。

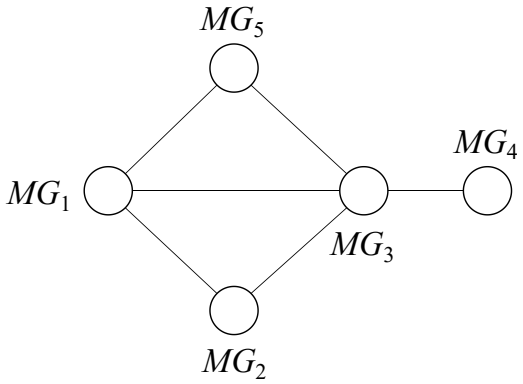


图 4.2　用于仿真的多微网网络拓扑

仿真考虑了 $n=5$ 个微网组成的网络，如图 4.2所示。对应的邻接矩阵 $\mathcal{A}$ 为

$$\mathcal{A}=\begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix}.$$

虽然将本文的结果拓展到大规模系统并没有实质性的困难，但为了便于说明，这里仅选择 $n=5$。注意，图 4.2中的拓扑结构具有代表性，因为微网的连接数在 1 到 $n-1$ 之间。表 4.1展示了为仿真选择的常量和参数，选择基于 [135,155-156]。另外，选取 $\epsilon_1=\epsilon_2=2$，$\epsilon_3=\epsilon_4=1$。

观察终止时间取 $T=15$ s。注意，实际项目的观察时间通常持续数小时或数天。相比之下，本文的建模基于微分方程，这些微分方程在相对较短的时间内捕捉系统动态。虽然通过连续不断地重复仿真，将本文的工作延长到更长的时间不会有本质的困难，但此处避免这么做。主要原因是，这种重复可能会导致表 4.1中的参数和常量发生变化，需要相应地重新测量它们。这是专门从事参数测量的研究人员的工作，超出了本文的范围。

图 4.3展示了根据（4.1）和（4.2）使用表 4.1中的参数获得的 MG_3 中负载和 PV 的功率变化模拟示例。可以看出，两条曲线都呈现出明显的锯齿形。这是由扩散项 $W_i^{\mathrm{Load}}(t)$ 和 $W_i^{\mathrm{PV}}(t)$ 引起的，它们可以准确地描述随机干扰或意外操作引起的瞬时剧烈变化。

4.4.1　收敛和共识

从图 4.4可以看出该算法的收敛性，目标函数 J 随着算法 4.2的迭代次数而减小。在前 10 次迭代中，J 急剧下降，然后逐渐变为 0。在给定的误差精度 $\gamma=0.00001$

表 4.1　常数和参数选择

i	1	2	3	4	5
ρ_i^{Load}	28.4	27.1	26.5	28.8	27
ρ_i^{PV}	16.9	17.1	18.7	17	16.2
σ_i^{Load}	0.4	0.26	0.35	0.28	0.3
σ_i^{PV}	0.29	0.31	0.27	0.3	0.25
η_i^{in}	0.95	0.98	0.97	0.92	0.95
η_i^{out}	0.96	0.90	0.92	0.90	0.97
Q_i (kW·h)	110	140	95	160	72
$SoC_i^{\min}$	0.17	0.25	0.2	0.15	0.3
$SoC_i^{\max}$	0.72	0.86	0.75	0.85	0.9
$P_i^{\max}$ (kW)	175	210	200	273	300
ρ_i^{TM} (s)	15	18	12.7	18.3	21
k_i^{TM}	7.9	9.2	10	8.5	8.6

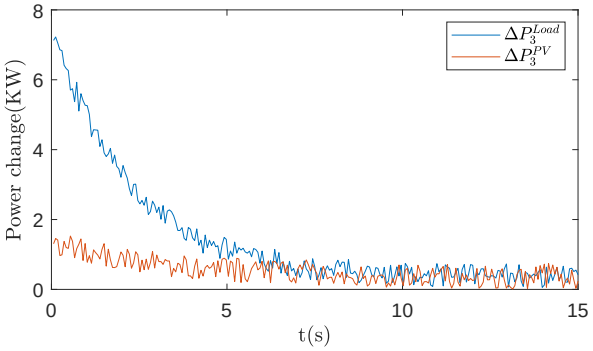


图 4.3　MG_3 中负载和 PV 功率变化

下，算法经过大约 35 次迭代后收敛。

图 4.5展示了不同微网中共识变量 r_i 的收敛性。可以看出，达成共识的速度非常快（在 8 秒内）。注意，由于扩散项 $W_i^{\text{Load}}(t)$ 和 $W_i^{\text{PV}}(t)$，无法实现（4.12）中的严格共识。因此，曲线在共识值（$r^* \approx 0.02$）附近小幅波动。

表 4.2中的数据显示第 4.3部分提供的基于压缩感知的方法与传统 MC 方法[78]相比，计算耗时减少了 89.12%。

接下来将 CSGD 方法与传统的 MC 方法进行稳定性分析比较。当样本点的规模达到一定水平时，CSGD 方法和 MC 方法产生相同的结果。表 4.3中的数据表明，

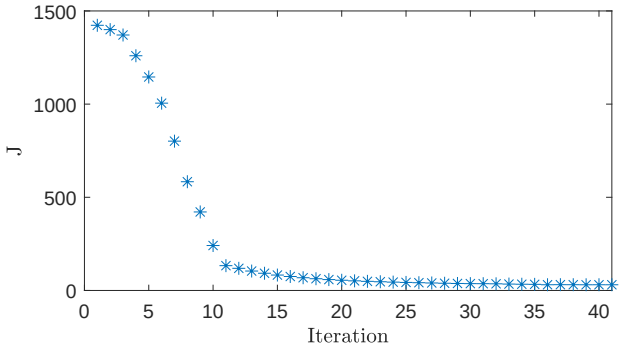


图 4.4　目标函数收敛性

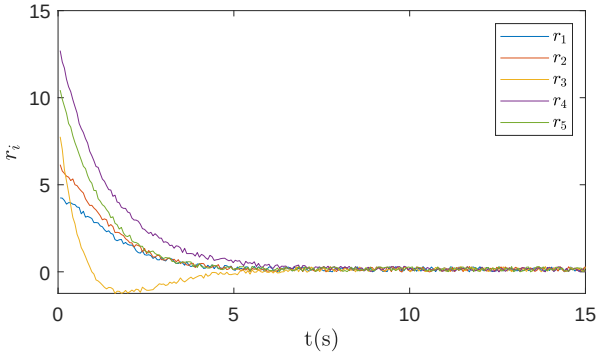


图 4.5　共识变量 r_i 最终达到共识

随着采样点数量的增加，CSGD 的误差逐渐收敛。可以看出，100 个样本的 CSGD 算法可以达到与 2000 个样本的传统 MC 方法相同的精度，这也是选择压缩感知的原因。

注意，通过对 MT 实施控制可以间接实现对 BES 功率的控制。图 4.6比较了有无共识情况下 MT 的控制信号。可以看出，基于共识的控制信号被限制在较小的范围内。这可以减轻过度控制对 MT 造成的损害[136]。

4.4.2　电池储能系统的管理

图 4.7显示了有控制和无控制的 BES 的输出功率和 SoC 的比较。从图 4.7(a)中可以看出，与图 4.7(b)相比，所有 BES 的输出功率在控制下都降到了更低的水平。在控制优化目标中，J_{dc} 是电池折旧成本的性能指标，它导致了这种显著的对比。表 4.4中的数据显示，与不控制折旧成本的情况相比，采用本文的控制策略时，每个微电网的电池折旧成本平均显著降低 74.24%。

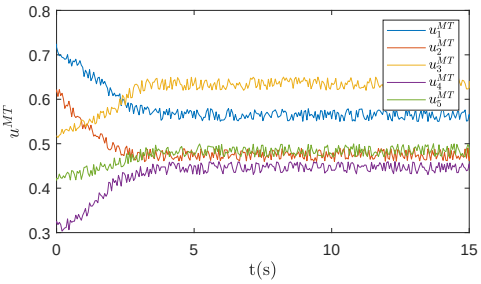
表 4.2　CSGD 法与 MC 法计算耗时的比较

方法	CSGD	MC
耗时（s）	312.87	2892.16

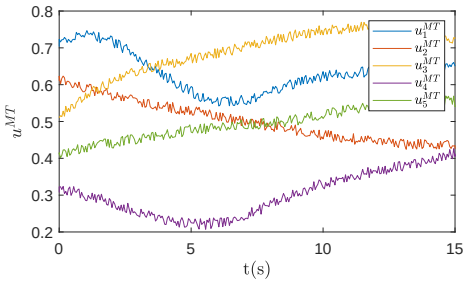
表 4.3　不同采样点数下 CSGD 法与 MC 法的精度比较

样本数	MC 方法误差（$\times 10^{-2}$）	CSGD 方法误差（$\times 10^{-2}$）0
20	3.43	8.91
40	2.95	1.23
60	2.43	0.46
80	1.56	0.04
100	1.21	0.03
1000	0.32	0.03
2000	0.03	0.03

由于控制后 BES 的输出功率大大降低，图 4.7(c)中 SoC 的波动相对平缓。相反，当没有控制时，SoC 不稳定，15 秒后将继续变化（如图 4.7(d)所示）。

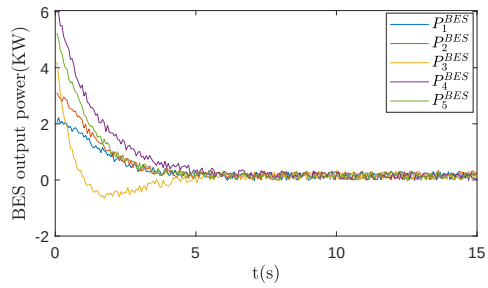


(a) MT 控制信号（有共识）

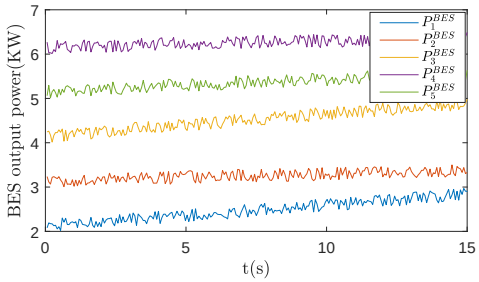


(b) MT 控制信号（无共识）

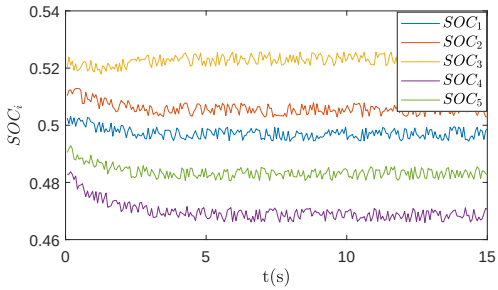
图 4.6　MT 控制信号比较（有共识与无共识）



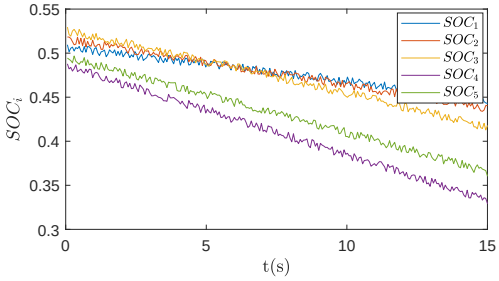
(a) BES 功率（有控制）



(b) BES 功率（无控制）



(c) 储能电池 SoC（有控制）



(d) 储能电池 SoC（无控制）

图 4.7　BES 的输出功率和 SoC 比较（有控制与无控制）

表 4.4　电池折旧成本 J_{dc} 对比

	MG_1	MG_2	MG_3	MG_4	MG_5
考虑折旧成本	0.0729	0.2025	0.5658	5.2239	1.7842
不考虑折旧成本	1.0305	1.9256	3.8677	7.6654	6.2784
降低 (%)	92.93	89.48	85.37	31.85	71.58

第 5 章　结论

现有的大多数 BFT 算法都要求每个请求以共识成功结束。本文算法 PEABFT 采用中止机制和推测执行，通过打破这一要求来减少客户端延迟。基于这种改进，未来工作将考虑将该算法应用到实际场景中，例如分布式数据库或区块链系统。从本质上讲，可中止 BFT 是一系列旨在减轻服务器工作负载的 BFT 算法，但自提出以来尚未得到充分的研究。事实上，一些学者认为，传统的 BFT 共识定义和模型在一定程度上超出了实际系统的要求。鉴于提高 BFT 算法可扩展性的困难，可中止 BFT 可能成为理论和实践的一个潜在方向。

本文研究了一个分布式信用系统的实现。研究分布式信用的价值有两个方面。一方面，分布式信用机制能够更好地满足从现代分布式能源系统中移除中心化实体的要求。另一方面，现有工作尚未充分探讨能源系统的分布式信用。通过对综合系统 RBT 的性能评估，可以发现区块链有助于实现信用和能源交易模块的去中心化，信用可以提高区块链的效率和 P2P 能源交易的公平性。本文提出的公平指标的定义将信用视为对系统的贡献，这直观地使信用成为对交易参与者的良好激励。

基于共识的控制有助于以协作的方式实现全局优化，广泛应用于能源系统的分布式控制中。本文提出的最优控制策略选择在多个微网之间同步 BES 输出功率与 SoC 的比值。它还考虑将电池折旧成本降至最低，这在现有的基于共识的控制方法中很少得到解决。本文使用压缩传感方法来解决非线性控制问题，这比传统的 MC 方法更有效。

致 谢

进入清华大学做博士后距离我博士毕业已将近两年，将荒废的知识与技术重新拾起并在一个全新的领域探索研究方向不是一件容易的事情。而我在清华大学做博士后的这两年收获颇丰，改变了我的人生轨迹，在此我要衷心感谢课题组长曹军威老师的悉心指导，以及对我能力的充分肯定。另外，感谢合作导师吉吟东老师的热心帮忙，感谢河海大学的华昊辰教授的点拨与交流，同时也感谢能源互联网实验室各位同事的热情帮助与支持。最后，我要感谢我的博士导师美国 Georgetown University 的 Prof. Calvin Newport，他在我毕业之后还时常关心我的科研进展与事业发展。

本课题由国家重点研发计划（2017YFE0132100）、清华-丰田研究基金（PR11）、北京信息科学与技术国家研究中心项目（BNR2021TD01009）、中央高校基本科研业务费专项资金（B200201071）资助。

参考文献

[1] Razi M, Ali Y. Ranking renewable energy production methods based on economic and environmental criteria using multi-criteria decision analysis[J]. Environmentalist, 2019, 39(2): 198-213.

[2] Zia M F, Elbouchikhi E, Benbouzid M. Microgrids energy management systems: A critical review on methods, solutions, and prospects[J/OL]. Applied Energy, 2018, 222: 1033-1055. DOI: 10.1016/j.apenergy.2018.04.103.

[3] Reddy C R, Reddy K H. A new passive islanding detection technique for integrated distributed generation system using rate of change of regulator voltage over reactive power at balanced islanding[J/OL]. Journal of Electrical Engineering & Technology, 2019, 14(2): 527-534. DOI: 10.1007/s42835-018-00073-x.

[4] Zobaa A F, Cao J. Energy internet[M/OL]. Springer-Verlag GmbH, 2020. https://www.ebook.de/de/product/39269761/energy_internet.html.

[5] Hua H, Wei Z, Qin Y, et al. Review of distributed control and optimization in energy internet: From traditional methods to artificial intelligence-based methods[J/OL]. IET Cyber-Physical Systems: Theory & Applications, 2021, 6(2): 63-79. DOI: 10.1049/cps2.12007.

[6] Lamport L, Shostak R, Pease M. The byzantine general problem[J]. ACM Trans. Programm. Lang. Syst., 1982, 4: 382-401.

[7] Pease M, Shostak R, Lamport L. Reaching agreement in the presence of faults[J]. Journal of the ACM, 1980, 27: 228-234.

[8] Castro M, Liskov B. Practical byzantine fault tolerance[C]//Proceedings of the Third Symposium on Operating Systems Design and Implementation (OSDI): volume 99. 1999: 173-186.

[9] Castro M, Liskov B. Practical byzantine fault tolerance and proactive recovery[J/OL]. ACM Transactions on Computer Systems, 2002, 20(4): 398-461. DOI: 10.1145/571637.571640.

[10] Salimitari M, Chatterjee M. A survey on consensus protocols in blockchain for iot networks[J]. arXiv preprint arXiv:1809.05613v4, 2018.

[11] Aublin P L, Mokhtar S B, Quéma V. RBFT: redundant byzantine fault tolerance[C]//2013 IEEE 33rd International Conference on Distributed Computing Systems. IEEE, 2013: 297-306.

[12] Abd-El-Malek M, Ganger G R, Goodson G R, et al. Fault-scalable byzantine fault-tolerant services[J]. ACM SIGOPS Operating Systems Review, 2005, 39(5): 59-74.

[13] Buchman E. Tendermint: Byzantine fault tolerance in the age of blockchains[D]. University of Guelph, 2016.

[14] Kotla R. Zyzzyva: speculative byzantine fault tolerance[C]//ACM SIGOPS Symposium on Operating Systems Principles. 2007.

[15] Duan S, Peisert S, Levitt K N. *h*BFT: speculative byzantine fault tolerance with minimum cost [J]. IEEE Transactions on Dependable & Secure Computing, 2015, 12(1): 58-70.

[16] Arun B, Peluso S, Ravindran B. EZBFT: decentralizing byzantine fault-tolerant state machine replication[J]. arXiv preprint arXiv:1904.06023v1, 2019.

[17] Martin J P, Alvisi L. Fast Byzantine consensus[J/OL]. IEEE Transactions on Dependable and Secure Computing, 2006, 3(3): 202-215. DOI: 10.1109/tdsc.2006.35.

[18] Abraham I, Gueta G, Malkhi D, et al. Revisiting fast practical byzantine fault tolerance: Thelma, Velma, and Zelma[J]. arXiv preprint arXiv:1801.10022v1, 2018.

[19] Shrestha N, Kumar M, Duan S. Revisiting hBFT: speculative byzantine fault tolerance with minimum cost[J]. arXiv preprint arXiv:1902.08505v2, 2019.

[20] Shrestha N, Kumar M. Revisiting EZBFT: a decentralized byzantine fault tolerant protocol with speculation[J]. arXiv preprint arXiv:1909.03990v1, 2019.

[21] Slepak G, Petrova A. The DCS theorem[J]. arXiv preprint arXiv:1801.04335, 2018.

[22] Gabbay F, Mendelson A. Speculative execution based on value prediction[M]. Citeseer, 1996.

[23] Aublin P L, Guerraoui R, Knežević N, et al. The next 700 BFT protocols[J]. ACM Transactions on Computer Systems (TOCS), 2015, 32(4): 1-45.

[24] Rocket T. Snowflake to avalanche: a novel metastable consensus protocol family for cryptocurrencies[EB/OL]. (2018-05-16).

[25] Bonniot L, Neumann C, Taïani F. PnyxDB: a lightweight leaderless democratic byzantine fault tolerant replicated datastore[J]. arXiv preprint arXiv:1911.03291, 2019.

[26] [EB/OL]. (2019-05-31). https://github.com/technicolor-research/pnyxdb.

[27] Nakamoto S. Bitcoin: A peer-to-peer electronic cash system[EB/OL]. 2008. https://bitcoin.org/bitcoin.pdf.

[28] Vangulick D, Cornelusse B, Ernst D. Blockchain for peer-to-peer energy exchanges: Design and recommendations[C/OL]//2018 Power Systems Computation Conference (PSCC). IEEE, 2018. DOI: 10.23919/pscc.2018.8443042.

[29] Dekhane S, Mhalgi K, Vishwanath K, et al. GreenCoin: Empowering smart cities using Blockchain 2.0[C/OL]//2019 International Conference on Nascent Technologies in Engineering (ICNTE). IEEE, 2019. DOI: 10.1109/icnte44896.2019.8946014.

[30] Burkov A V. Application of technologies of distributed ledgers (blockchain) in the management of a decentralized autonomous organization (DAO)[J/OL]. Journal of Advanced Research in Dynamical and Control Systems, 2020, 12(SP7): 1337-1345. DOI: 10.5373/jardcs/v12sp7/20202234.

[31] Dorri A, Hill A, Kanhere S S, et al. Peer-to-peer energytrade: A distributed private energy trading platform[J]. 2018.

[32] Martín C, Alba I, Trillo J, et al. Providing reliability and auditability to the iot lwm2m protocol through blockchain[J/OL]. 2020. DOI: 10.13140/RG.2.2.35363.68642.

[33] Wen S, Xiong W, Tan J, et al. Blockchain enhanced price incentive demand response for building user energy network in sustainable society[J/OL]. Sustainable Cities and Society, 2021, 68: 102748. DOI: 10.1016/j.scs.2021.102748.

[34] Andoni M, Robu V, Flynn D, et al. Blockchain technology in the energy sector: A systematic review of challenges and opportunities[J/OL]. Renewable and Sustainable Energy Reviews, 2019, 100: 143-174. DOI: 10.1016/j.rser.2018.10.014.

[35] Esmat A, de Vos M, Ghiassi-Farrokhfal Y, et al. A novel decentralized platform for peer-to-peer energy trading market with blockchain technology[J/OL]. Applied Energy, 2021, 282: 116123. DOI: 10.1016/j.apenergy.2020.116123.

[36] Mihaylov M, Razo-Zapata I, Nowé A. NRGcoin—a blockchain-based reward mechanism for both production and consumption of renewable energy[M/OL]//Transforming Climate Finance and Green Investment with Blockchains. Elsevier, 2018: 111-131. DOI: 10.1016/b978-0-12-814447-3.00009-4.

[37] Önder Gür A, Şafak Öksüzer, Karaarslan E. Blockchain based metering and billing system proposal with privacy protection for the electric network[C/OL]//2019 7th International Istanbul Smart Grids and Cities Congress and Fair (ICSG). IEEE, 2019. DOI: 10.1109/sgcf.2019.8782375.

[38] Zhao F, Guo X, Chan W K V. Individual green certificates on blockchain: A simulation approach [J/OL]. Sustainability, 2020, 12(9): 3942. DOI: 10.3390/su12093942.

[39] He H, Luo Z, Wang Q, et al. Joint operation mechanism of distributed photovoltaic power generation market and carbon market based on cross-chain trading technology[J/OL]. IEEE Access, 2020, 8: 66116-66130. DOI: 10.1109/access.2020.2985577.

[40] Miglani A, Kumar N, Chamola V, et al. Blockchain for internet of energy management: Review, solutions, and challenges[J/OL]. Computer Communications, 2020, 151: 395-418. DOI: 10.1016/j.comcom.2020.01.014.

[41] Lev-Ari K, Spiegelman A, Keidar I, et al. Fairledger: A fair blockchain protocol for financial institutions[J]. 2019.

[42] Dedeoglu V, Jurdak R, Putra G D, et al. A trust architecture for blockchain in IoT[C/OL]//Proceedings of the 16th EAI International Conference on Mobile and Ubiquitous Systems: Computing, Networking and Services. ACM, 2019. DOI: 10.1145/3360774.3360822.

[43] Do T, Nguyen T, Pham H. Delegated proof of reputation[C/OL]//Proceedings of the 2019 International Electronics Communication Conference. ACM, 2019. DOI: 10.1145/3343147.3343160.

[44] Lei K, Zhang Q, Xu L, et al. Reputation-based Byzantine fault-tolerance for consortium blockchain[C/OL]//2018 IEEE 24th International Conference on Parallel and Distributed Systems (ICPADS). IEEE, 2018. DOI: 10.1109/padsw.2018.8644933.

[45] Cong L W, He Z. Blockchain disruption and smart contracts[J/OL]. The Review of Financial Studies, 2019, 32(5): 1754-1797. DOI: 10.1093/rfs/hhz007.

[46] Khorasany M, Paudel A, Razzaghi R, et al. A new method for peer matching and negotiation of prosumers in peer-to-peer energy markets[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2020: 1-1. DOI: 10.1109/tsg.2020.3048397.

[47] Bhatti B A, Broadwater R. Distributed Nash equilibrium seeking for a dynamic micro-grid energy trading game with non-quadratic payoffs[J/OL]. Energy, 2020, 202: 117709. DOI: 10.1016/j.energy.2020.117709.

[48] Biryukov A, Feher D. ReCon: Sybil-resistant consensus from reputation[J]. Pervasive and Mobile Computing, 2020, 61.

[49] Feng J, Zhao X, Lu G, et al. PoTN: A novel blockchain consensus protocol with proof-of-trust negotiation in distributed IoT networks[C/OL]//Proceedings of the 2nd International ACM Workshop on Security and Privacy for the Internet-of-Things - IoT S&P'19. ACM Press, 2019. DOI: 10.1145/3338507.3358613.

[50] Khaqqi K N, Sikorski J J, Hadinoto K, et al. Incorporating seller/buyer reputation-based system in blockchain-enabled emission trading application[J/OL]. Applied Energy, 2018, 209: 8-19. DOI: 10.1016/j.apenergy.2017.10.070.

[51] Battah A, Iraqi Y, Damiani E. Blockchain-based reputation systems: Implementation challenges and mitigation[J/OL]. Electronics, 2021, 10(3): 289. DOI: 10.3390/electronics10030289.

[52] Shahid A, Sarfraz U, Malik M W, et al. Blockchain-based reputation system in agri-food supply chain[M/OL]//Advanced Information Networking and Applications. Springer International Publishing, 2020: 12-21. DOI: 10.1007/978-3-030-44041-1_2.

[53] Iqbal S, Malik A W, Rahman A U, et al. Blockchain-based reputation management for task offloading in micro-level vehicular fog network[J/OL]. IEEE Access, 2020, 8: 52968-52980. DOI: 10.1109/access.2020.2979248.

[54] Hîrţan L A, Dobre C, González-Vélez H. Blockchain-based reputation for intelligent transportation systems[J/OL]. Sensors, 2020, 20(3): 791. DOI: 10.3390/s20030791.

[55] Shala B, Trick U, Lehmann A, et al. Novel trust consensus protocol and blockchain-based trust evaluation system for m2m application services[J/OL]. Internet of Things, 2019, 7. DOI: 10.1016/j.iot.2019.100058.

[56] Cai W, Jiang W, Xie K, et al. Dynamic reputation-based consensus mechanism: Real-time transactions for energy blockchain[J/OL]. International Journal of Distributed Sensor Networks, 2020, 16(3). DOI: 10.1177/1550147720907335.

[57] Liu L, Li B, Qi B, et al. Reliable interoperation of demand response entities considering reputation based on blockchain[J/OL]. IEEJ Transactions on Electrical and Electronic Engineering, 2019, 15(1): 108-120. DOI: 10.1002/tee.23032.

[58] Jing R, Xie M N, Wang F X, et al. Fair P2P energy trading between residential and commercial multi-energy systems enabling integrated demand-side management[J/OL]. Applied Energy, 2020, 262: 114551. DOI: 10.1016/j.apenergy.2020.114551.

[59] Wang H, Zhang J X, Li F. Incentive mechanisms to enable fair renewable energy trade in smart grids[C/OL]//2015 Sixth International Green and Sustainable Computing Conference (IGSC). IEEE, 2015. DOI: 10.1109/igcc.2015.7393723.

[60] Liu B, Lu W, Chen T. A new approach to the stability analysis of continuous-time distributed consensus algorithms[J/OL]. Neural Networks, 2013, 46: 242-248. DOI: 10.1016/j.neunet.2013.06.007.

[61] Zhang Z, Chow M Y. Convergence analysis of the incremental cost consensus algorithm under different communication network topologies in a smart grid[J/OL]. IEEE Transactions on Power Systems, 2012, 27(4): 1761-1768. DOI: 10.1109/tpwrs.2012.2188912.

[62] Speciale P, Paudel D P, Oswald M R, et al. Consensus maximization with linear matrix inequality constraints[C/OL]//2017 IEEE Conference on Computer Vision and Pattern Recognition (CVPR). IEEE, 2017. DOI: 10.1109/cvpr.2017.536.

[63] Zhu L, Shi S, Gu X. A consensus-based distributed clock synchronization for wireless sensor network[C/OL]//2018 14th International Wireless Communications & Mobile Computing Conference (IWCMC). IEEE, 2018. DOI: 10.1109/iwcmc.2018.8450444.

[64] Zhou Q, Tian Z, Shahidehpour M, et al. Optimal consensus-based distributed control strategy for coordinated operation of networked microgrids[J/OL]. IEEE Transactions on Power Systems, 2020, 35(3): 2452-2462. DOI: 10.1109/tpwrs.2019.2954582.

[65] Utkarsh K, Trivedi A, Srinivasan D, et al. A consensus-based distributed computational intelligence technique for real-time optimal control in smart distribution grids[J/OL]. IEEE Transactions on Emerging Topics in Computational Intelligence, 2017, 1(1): 51-60. DOI: 10.1109/tetci.2016.2635130.

[66] Fattahi M, Afshar A. Distributed consensus of multi-agent systems with input faults and time-varying delays[J/OL]. Asian Journal of Control, 2017, 20(4): 1682-1685. DOI: 10.1002/asjc.1654.

[67] Pourbabak H, Luo J, Chen T, et al. A novel consensus-based distributed algorithm for economic dispatch based on local estimation of power mismatch[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2018, 9(6): 5930-5942. DOI: 10.1109/tsg.2017.2699084.

[68] Zhou J, Kim S, Zhang H, et al. Consensus-based distributed control for accurate reactive, harmonic, and imbalance power sharing in microgrids[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2018, 9(4): 2453-2467. DOI: 10.1109/tsg.2016.2613143.

[69] Khazaei J, Miao Z. Consensus control for energy storage systems[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2018, 9(4): 3009-3017. DOI: 10.1109/tsg.2016.2624144.

[70] Zeraati M, Golshan M E H, Guerrero J M. A consensus-based cooperative control of PEV battery and PV active power curtailment for voltage regulation in distribution networks[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2019, 10(1): 670-680. DOI: 10.1109/tsg.2017.2749623.

[71] Hu X, Sun F, Zou Y. Comparison between two model-based algorithms for Li-ion battery SOC estimation in electric vehicles[J/OL]. Simulation Modelling Practice and Theory, 2013, 34: 1-11. DOI: 10.1016/j.simpat.2013.01.001.

[72] Morstyn T, Savkin A V, Hredzak B, et al. Multi-agent sliding mode control for state of charge balancing between battery energy storage systems distributed in a DC microgrid[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2018, 9(5): 4735-4743. DOI: 10.1109/tsg.2017.2668767.

[73] Yang H, Li S, Li Q, et al. Hierarchical distributed control for decentralized battery energy storage system based on consensus algorithm with pinning node[J/OL]. Protection and Control of Modern Power Systems, 2018, 3(1). DOI: 10.1186/s41601-018-0081-5.

[74] Chen X, Shi M, Zhou J, et al. Consensus-based distributed control for photovoltaic-battery units in a DC microgrid[J/OL]. IEEE Transactions on Industrial Electronics, 2019, 66(10): 7778-7787. DOI: 10.1109/tie.2018.2880717.

[75] Aghdam F H, Kalantari N T, Mohammadi-Ivatloo B. A chance-constrained energy management in multi-microgrid systems considering degradation cost of energy storage elements[J/OL]. Journal of Energy Storage, 2020, 29: 101416. DOI: 10.1016/j.est.2020.101416.

[76] Wang S, Guo D, Han X, et al. Impact of battery degradation models on energy management of a grid-connected DC microgrid[J/OL]. Energy, 2020, 207: 118228. DOI: 10.1016/j.energy.2020.118228.

[77] Wei Q, Shi G, Song R, et al. Adaptive dynamic programming-based optimal control scheme for energy storage systems with solar renewable energy[J/OL]. IEEE Transactions on Industrial Electronics, 2017, 64(7): 5468-5478. DOI: 10.1109/tie.2017.2674581.

[78] Nadarajah S, Margot F, Secomandi N. Comparison of least squares Monte Carlo methods with applications to energy real options[J/OL]. SSRN Electronic Journal, 2014. DOI: 10.2139/ssrn.2486104.

[79] Candès E, Wakin M. An introduction to compressive sampling[J/OL]. IEEE Signal Processing Magazine, 2008, 25(2): 21-30. DOI: 10.1109/msp.2007.914731.

[80] Hou L, Qin Y, Zheng H, et al. Hybrid high-order and fractional-order total variation with non-local regularization for compressive sensing image reconstruction[J/OL]. Electronics, 2021, 10(2): 150. DOI: 10.3390/electronics10020150.

[81] Fang S, Kong Z, Hu P, et al. A novel topology identification method based on compressive sensing for multidimensional networks[J/OL]. International Journal of Modern Physics B, 2020, 34(30): 2050294. DOI: 10.1142/s021797922050294x.

[82] Lin D, Min W, Xu J, et al. An energy-efficient routing method in WSNs based on compressive sensing: From the perspective of social welfare[J/OL]. IEEE Embedded Systems Letters, 2020: 1-1. DOI: 10.1109/les.2020.3022848.

[83] Lamport L. The part-time parliament[M]//Concurrency: The Works of Leslie Lamport. 2019: 277-317.

[84] Lamport L, Shostak R, Pease M. The Byzantine generals problem[M]//Concurrency: the Works of Leslie Lamport. 2019: 203-226.

[85] Schneider F B. The state machine approach: A tutorial[M]//Fault-tolerant distributed computing. Springer, 1990: 18-41.

[86] Kotla R, Alvisi L, Dahlin M, et al. Zyzzyva: speculative byzantine fault tolerance[J]. ACM Transactions on Computer Systems (TOCS), 2010, 27(4): 1-39.

[87] Gueta G G, Abraham I, Grossman S, et al. SBFT: a scalable and decentralized trust infrastructure [J]. arXiv preprint arXiv:1804.01626v3, 2018.

[88] Crain T, Gramoli V, Larrea M, et al. DBFT: efficient leaderless byzantine consensus and its application to blockchains[C/OL]//2018 IEEE 17th International Symposium on Network Computing and Applications (NCA). IEEE, 2018. DOI: 10.1109/nca.2018.8548057.

[89] Gągol A, Świętek M. Aleph: a leaderless, asynchronous, byzantine fault tolerant consensus protocol[J]. arXiv preprint arXiv:1810.05256.

[90] Chen W. Abortable consensus and its application to probabilistic atomic broadcast[J]. Microsoft Research, 2008.

[91] Aguilera M K, Frolund S, Hadzilacos V, et al. Abortable and query-abortable objects and their efficient implementation[C/OL]//Proceedings of the twenty-sixth annual ACM symposium on Principles of distributed computing - PODC '07. ACM Press, 2007. DOI: 10.1145/1281100.1281107.

[92] Zhuang Q, Liu Y, Chen L, et al. Proof of reputation: A reputation-based consensus protocol for blockchain based systems[C/OL]//Proceedings of the 2019 International Electronics Communication Conference. ACM, 2019. DOI: 10.1145/3343147.3343169.

[93] Wang E K, Liang Z, Chen C M, et al. PoRX: A reputation incentive scheme for blockchain consensus of IIoT[J/OL]. Future Generation Computer Systems, 2020, 102: 140-151. DOI: 10.1016/j.future.2019.08.005.

[94] Huang J, Kong L, Chen G, et al. Towards secure industrial IoT: Blockchain system with credit-based consensus mechanism[J/OL]. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2019, 15(6): 3680-3689. DOI: 10.1109/tii.2019.2903342.

[95] Tang B, Kang H, Fan J, et al. IoT passport: A blockchain-based trust framework for collaborative Internet-of-Things[C/OL]//Proceedings of the 24th ACM Symposium on Access Control Models and Technologies. ACM, 2019. DOI: 10.1145/3322431.3326327.

[96] Bellini E, Iraqi Y, Damiani E. Blockchain-based distributed trust and reputation management systems: A survey[J/OL]. IEEE Access, 2020, 8: 21127-21151. DOI: 10.1109/access.2020.2969820.

[97] Scoy B V, Lessard L. Systematic analysis of distributed optimization algorithms over jointly-connected networks[J]. arXiv preprint arXiv:2003.10500, 2020.

[98] Li Y, Gao D W, Gao W, et al. A distributed double-Newton descent algorithm for cooperative energy management of multiple energy bodies in energy Internet[J/OL]. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2021, 17(9): 5993-6003. DOI: 10.1109/tii.2020.3029974.

[99] Lai J, Lu X. Robust self-consistent control of PV-battery-based microgrids without continuous communication[J/OL]. International Journal of Electrical Power & Energy Systems, 2020, 119: 105900. DOI: 10.1016/j.ijepes.2020.105900.

[100] Wang R, Li Q, Zhang B, et al. Distributed consensus based algorithm for economic dispatch in a microgrid[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2019, 10(4): 3630-3640. DOI: 10.1109/tsg.2018.2833108.

[101] Tajalli S Z, Niknam T, Kavousi-Fard A. Stochastic electricity social welfare enhancement based on consensus neighbor virtualization[J/OL]. IEEE Transactions on Industrial Electronics, 2019, 66(12): 9571-9580. DOI: 10.1109/tie.2019.2891437.

[102] Guo Y, Wu Q, Gao H, et al. Distributed voltage regulation of smart distribution networks: Consensus-based information synchronization and distributed model predictive control scheme [J/OL]. International Journal of Electrical Power & Energy Systems, 2019, 111: 58-65. DOI: 10.1016/j.ijepes.2019.03.059.

[103] Han R, Meng L, Trecate G F, et al. Containment and consensus-based distributed coordination control for voltage bound and reactive power sharing in AC microgrid[C/OL]//2017 IEEE Applied Power Electronics Conference and Exposition (APEC). IEEE, 2017. DOI: 10.1109/apec.2017.7931207.

[104] Jiang A, Han Y, Yang P, et al. Enhanced consensus-based distributed control for accurate reactive power sharing of islanded microgrids without LBC lines[C/OL]//2018 IEEE 4th Southern Power Electronics Conference (SPEC). IEEE, 2018. DOI: 10.1109/spec.2018.8636095.

[105] Zhang N, Sun Q, Wang J, et al. Distributed adaptive dual control via consensus algorithm in the energy Internet[J/OL]. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2021, 17(7): 4848-4860. DOI: 10.1109/tii.2020.3031437.

[106] Xing L, Mishra Y, Tian Y C, et al. Distributed state-of-charge balance control with event-triggered signal transmissions for multiple energy storage systems in smart grid[J/OL]. IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics: Systems, 2019, 49(8): 1601-1611. DOI: 10.1109/tsmc.2019.2916152.

[107] Yin T, Lv Y, Yu W. Accurate privacy preserving average consensus[J/OL]. IEEE Transactions on Circuits and Systems II: Express Briefs, 2020, 67(4): 690-694. DOI: 10.1109/tcsii.2019.2918709.

[108] Mo Y, Murray R M. Privacy preserving average consensus[J/OL]. IEEE Transactions on Automatic Control, 2017, 62(2): 753-765. DOI: 10.1109/tac.2016.2564339.

[109] Zia M F, Elbouchikhi E, Benbouzid M. Optimal operational planning of scalable DC microgrid with demand response, islanding, and battery degradation cost considerations[J/OL]. Applied Energy, 2019, 237: 695-707. DOI: 10.1016/j.apenergy.2019.01.040.

[110] Hossain M A, Pota H R, Squartini S, et al. Energy management of community microgrids considering degradation cost of battery[J/OL]. Journal of Energy Storage, 2019, 22: 257-269. DOI: 10.1016/j.est.2018.12.021.

[111] Tamura S. A V2G strategy to increase the cost–benefit of primary frequency regulation considering EV battery degradation[J/OL]. Electrical Engineering in Japan, 2020, 212(1-4): 11-22. DOI: 10.1002/eej.23270.

[112] Antoniadou-Plytaria K, Steen D, Tuan L A, et al. Market-based energy management model of a building microgrid considering battery degradation[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2021, 12(2): 1794-1804. DOI: 10.1109/tsg.2020.3037120.

[113] Ginigeme K, Wang Z. Distributed optimal vehicle-to-grid approaches with consideration of battery degradation cost under real-time pricing[J/OL]. IEEE Access, 2020, 8: 5225-5235. DOI: 10.1109/access.2019.2963692.

[114] Bera A, Almasabi S, Tian Y, et al. Maximising the investment returns of a grid-connected battery considering degradation cost[J/OL]. IET Generation, Transmission & Distribution, 2020, 14(21): 4711-4718. DOI: 10.1049/iet-gtd.2020.0403.

[115] Iwafune Y, Ogimoto K. Economic impacts of the demand response of electric vehicles considering battery degradation[J/OL]. Energies, 2020, 13(21): 5771. DOI: 10.3390/en13215771.

[116] Guo Y, Zhao C. Islanding-aware robust energy management for microgrids[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2018, 9(2): 1301-1309. DOI: 10.1109/tsg.2016.2585092.

[117] Shi Z, Liang H, Huang S, et al. Distributionally robust chance-constrained energy management for islanded microgrids[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2019, 10(2): 2234-2244. DOI: 10.1109/tsg.2018.2792322.

[118] Angaphiwatchawal P, Phisuthsaingam P, Chaitusaney S. A k-factor continuous double auction-based pricing mechanism for the P2P energy trading in a LV distribution system[C/OL]//2020 17th International Conference on Electrical Engineering/Electronics, Computer, Telecommunications and Information Technology (ECTI-CON). IEEE, 2020. DOI: 10.1109/ecti-con49241.2020.9158275.

[119] Fischer M J, Lynch N A, Paterson M S. Impossibility of distributed consensus with one faulty process[J/OL]. Journal of the ACM, 1985, 32(2): 374-382. DOI: 10.1145/3149.214121.

[120] Dwork C, Lynch N, Stockmeyer L. Consensus in the presence of partial synchrony[J]. Journal of the ACM, 2002, 35(2): 288-323.

[121] Begum A, Tareq A, Sultana M, et al. Blockchain attacks, analysis and a model to solve double spending attack[J]. International Journal of Machine Learning and Computing, 2020.

[122] Sankagiri S, Gandlur S, Hajek B. The longest-chain protocol under random delays[J]. 2021.

[123] Bu G, Önder Gürcan, Potop-Butucaru M. G-IOTA: Fair and confidence aware tangle[J]. 2019.

[124] Boogert A, Dupont D. On the effectiveness of the anti-gaming policy between the day-ahead and real-time electricity markets in The Netherlands[J/OL]. Energy Economics, 2005, 27(5): 752-770. DOI: 10.1016/j.eneco.2005.03.006.

[125] Lin J, Pipattanasomporn M, Rahman S. Comparative analysis of auction mechanisms and bidding strategies for P2P solar transactive energy markets[J/OL]. Applied Energy, 2019, 255: 113687. DOI: 10.1016/j.apenergy.2019.113687.

[126] Erdinç O, Taşcikaraoğlu A, Paterakis N G, et al. Novel incentive mechanism for end-users enrolled in DLC-based demand response programs within stochastic planning context[J/OL]. IEEE Transactions on Industrial Electronics, 2019, 66(2): 1476-1487. DOI: 10.1109/tie.2018.2811403.

[127] Gruhler A, Rodrigues B, Stiller B. A reputation scheme for a blockchain-based network cooperative defense[C]//2019 IFIP/IEEE Symposium on Integrated Network and Service Management (IM). 2019: 71-79.

[128] Kuzlu M, Pipattanasomporn M, Gurses L, et al. Performance analysis of a Hyperledger Fabric blockchain framework: Throughput, latency and scalability[C/OL]//2019 IEEE International Conference on Blockchain (Blockchain). IEEE, 2019. DOI: 10.1109/blockchain.2019.00003.

[129] Hill M D. What is scalability[J/OL]. ACM SIGARCH Computer Architecture News, 1990, 18(4): 18-21. DOI: 10.1145/121973.121975.

[130] Abd-El-Malek M, Ganger G R, Goodson G R, et al. Fault-scalable Byzantine fault-tolerant services[C/OL]//Proceedings of the twentieth ACM symposium on Operating systems principles - SOSP '05. ACM Press, 2005. DOI: 10.1145/1095810.1095817.

[131] Saito K, Shiseki A, Takada M, et al. Requirement analyses and evaluations of blockchain platforms per possible use cases[J]. 2021.

[132] You H, Hua H, Cao J. A smart contract-based energy trading strategy in energy Internet[C/OL]//2019 IEEE International Conference on Energy Internet (ICEI). IEEE, 2019. DOI: 10.1109/icei.2019.00090.

[133] Yang Q, Ding T, Ma W, et al. Decentralized joint power-gas-heat economic dispatch for global energy internet in Northeast Asia[C/OL]//2018 IEEE Power & Energy Society General Meeting (PESGM). IEEE, 2018. DOI: 10.1109/pesgm.2018.8585805.

[134] Hua H, Qin Y, Xu H, et al. Robust control method for DC microgrids and energy routers to improve voltage stability in energy internet[J/OL]. Energies, 2019, 12(9): 1622. DOI: 10.3390/en12091622.

[135] Hua H, Cao J, Yang G, et al. Voltage control for uncertain stochastic nonlinear system with application to energy internet: Non-fragile robust H_∞ approach[J/OL]. Journal of Mathematical Analysis and Applications, 2018, 463(1): 93-110. DOI: 10.1016/j.jmaa.2018.03.002.

[136] Hua H, Qin Y, Hao C, et al. Stochastic optimal control for energy internet: A bottom-up energy management approach[J/OL]. IEEE Transactions on Industrial Informatics, 2019, 15(3): 1788-1797. DOI: 10.1109/tii.2018.2867373.

[137] Billinton R, Kuruganty P. Probabilistic assessment of transient stability in a practical multimachine system[J/OL]. IEEE Transactions on Power Apparatus and Systems, 1981, PAS-100(7): 3634-3641. DOI: 10.1109/tpas.1981.316657.

[138] Filho M C, Leite D, Arienti V L, et al. Probabilistic load modelling for power system expansion planning[C]//International Conference on Probabilistic Methods Applied to Electric Power Systems. 1991.

[139] Hua H, Qin Y, He Z, et al. Energy sharing and frequency regulation in energy internet via mixed H_2/H_∞ control with Markovian jump[J/OL]. CSEE Journal of Power and Energy Systems, 2020. DOI: 10.17775/cseejpes.2019.01900.

[140] Odun-Ayo T, Crow M L. Structure-preserved power system transient stability using stochastic energy functions[J/OL]. IEEE Transactions on Power Systems, 2012, 27(3): 1450-1458. DOI: 10.1109/tpwrs.2012.2183396.

[141] Hua H, Qin Y, Hao C, et al. Optimal energy management strategies for energy internet via deep reinforcement learning approach[J/OL]. Applied Energy, 2019, 239: 598-609. DOI: 10.1016/j.apenergy.2019.01.145.

[142] Niazi M U B, Ozguler A B, Yildiz A. Consensus as a nash equilibrium of a dynamic game [C/OL]//2016 12th International Conference on Signal-Image Technology & Internet-Based Systems (SITIS). IEEE, 2016. DOI: 10.1109/sitis.2016.65.

[143] Buzzard G T, Chan S H, Sreehari S, et al. Plug-and-play unplugged: Optimization free reconstruction using consensus equilibrium[J]. arXiv preprint arXiv:1705.08983v3, 2017.

[144] Xiao F, Wang L. Asynchronous consensus in continuous-time multi-agent systems with switching topology and time-varying delays[J/OL]. IEEE Transactions on Automatic Control, 2008, 53(8): 1804-1816. DOI: 10.1109/tac.2008.929381.

[145] Ye F, Zhang W, Ou L. H_2 consensus control of time-delayed multi-agent systems: A frequency-domain method[J/OL]. ISA Transactions, 2017, 66: 437-447. DOI: 10.1016/j.isatra.2016.09.016.

[146] Wang J, Wen G, Duan Z, et al. Stochastic consensus control integrated with performance improvement: A consensus region-based approach[J/OL]. IEEE Transactions on Industrial Electronics, 2020, 67(4): 3000-3012. DOI: 10.1109/tie.2019.2913817.

[147] Peng J, Hampton J, Doostan A. A weighted ℓ_1-minimization approach for sparse polynomial chaos expansions[J/OL]. Journal of Computational Physics, 2014, 267: 92-111. DOI: 10.1016/j.jcp.2014.02.024.

[148] Jakeman J, Eldred M, Sargsyan K. Enhancing ℓ_1-minimization estimates of polynomial chaos expansions using basis selection[J/OL]. Journal of Computational Physics, 2015, 289: 18-34. DOI: 10.1016/j.jcp.2015.02.025.

[149] Doostan A, Owhadi H. A non-adapted sparse approximation of PDEs with stochastic inputs [J/OL]. Journal of Computational Physics, 2011, 230(8): 3015-3034. DOI: 10.1016/j.jcp.2011.01.002.

[150] Xiu D, Karniadakis G E. The Wiener–Askey polynomial chaos for stochastic differential equations[J/OL]. SIAM Journal on Scientific Computing, 2002, 24(2): 619-644. DOI: 10.1137/s1064827501387826.

[151] Rauhut H, Ward R. Sparse Legendre expansions via ℓ_1 minimization[J]. arXiv preprint arXiv:1003.0251v5, 2010.

[152] Yan L, Guo L, Xiu D. Stochastic collocation algorithms using ℓ_1-minimization[J/OL]. International Journal for Uncertainty Quantification, 2012, 2(3): 279-293. DOI: 10.1615/int.j.uncertaintyquantification.2012003925.

[153] Yang X, Lei H, Baker N A, et al. Enhancing sparsity of Hermite polynomial expansions by iterative rotations[J/OL]. Journal of Computational Physics, 2016, 307: 94-109. DOI: 10.1016/j.jcp.2015.11.038.

[154] Remsing C C. Optimal control and Hamilton-Poisson formalism[J]. International Journal of Pure and Applied Mathematics, 2010, 59(1): 11-17.

[155] Zeraati M, Golshan M E H, Guerrero J M. Distributed control of battery energy storage systems for voltage regulation in distribution networks with high PV penetration[J/OL]. IEEE Transactions on Smart Grid, 2018, 9(4): 3582-3593. DOI: 10.1109/tsg.2016.2636217.

[156] Hua H, Hao C, Qin Y, et al. Stochastic robust H_∞ control strategy for coordinated frequency regulation in energy internet considering time delay and uncertainty[C/OL]//2018 13th World Congress on Intelligent Control and Automation (WCICA). IEEE, 2018. DOI: 10.1109/wcica.2018.8630730.

个人简历、发表的学术论文与科研成果

博士后个人简历

1990 年 12 月 24 日出生于河南省周口市。

2008 年 8 月考入中国科学技术大学数学学院数学与应用数学专业，2012 年 7 月本科毕业并获得理学学士学位。

2012 年 8 月进入美国乔治敦大学（Georgetown University）计算机科学系攻读博士，2017 年 7 月博士毕业并获得哲学博士学位。

2019 年 10 月进入清华大学自动化系控制科学与工程流动站从事博士后研究工作至今。

博士生期间发表的学术论文、专著、重要科研成果

学术论文：

[1] Wang T. Fairness of distributed algorithms [D]. Georgetown University. 2017.

[2] Fineman J T, Newport C, Wang T. Contention resolution on multiple channels with collision detection [C]//ACM Symposium on Principles of Distributed Computing (PODC). ACM, 2016. （排名不分先后）

[3] Gilbert S, Newport C, Wang T. Bounds for blind adaptation[C]//International Conference on Principles of Distributed Systems (OPODIS). 2015. （排名不分先后）

[4] Fineman J, Newport C, Sherr M, Wang T. Fair maximal independent sets[C]//IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium (IPDPS). IEEE, 2014. （排名不分先后）

[5] Fineman J T, Newport C, Wang T. Brief announcement: Fair maximal independent sets in trees[C]//ACM Symposium on Principles of Distributed Computing (PODC). ACM, 2013. （排名不分先后）

博士后期间发表的学术论文、专著、重要科研成果

学术论文：

[6] Wang T, Liang H, Hua H, Qin Y, Cao J. A novel consensus-based optimal control strategy for multi-microgrid systems with battery degradation consideration. In press[J].（已被 CSEE Journal of Power and Energy Systems 录用）

[7] Wang T, Hua H, Wei Z, Cao J. Challenges of blockchain in new generation energy systems and future outlooks[J]. International Journal of Electric Power & Energy Systems, 2022, 135:107499.

[8] Wang T, Guo J, Ai S, Cao J. RBT: A distributed reputation system for blockchain-based peer-to-peer energy trading with fairness consideration[J]. Applied Energy, 2021, 295:117056.

[9] Hua H, Wei Z, Qin Y, Wang T, Li L, Cao J. A review of distributed control and optimization in energy internet: From traditional methods to artificial intelligence-based methods[J]. IET Cyber-Physical Systems: Theory & Applications, 2021, 2021(6):63–79.

[10] 王同贺, 华昊辰, 曹军威. 共识边缘计算及其在能源互联网中的应用 [J]. 电力建设, 2021, 42(2):116–125.

[11] 华昊辰, 李宇童, 王同贺, 秦兆铭, 曹军威. 一种基于混合随机 $\boldsymbol{H}_2/\boldsymbol{H}_\infty$ 方法的能源互联网边缘计算系统控制策略 [J]. 中国电机工程学报, 2020, 40(21):6875–6884.

[12] Liang H, Wang T, Guo J, Cao J. Probabilistic power flow calculation of microgrid based on ℓ_1-minimization. In press[C].（已被 Proceedings of 5th IEEE International Conference on Energy Internet 录用）

[13] Wang D, Li D, Ma J, Yan Z, Li Y, Wang T, Ai S, Cao J. Blockchain-based distributed reputation for a cap-and-trade carbon emission system. In press[C].（已被 Proceedings of 5th IEEE International Conference on Energy Internet 录用）

专利：

[14] 王同贺, 曹军威. 区域能源系统的能源分配方法及系统: 中国, CN2021107187004[P].（申请日期 2021-06-28）

[15] 王同贺, 明阳阳, 曹军威. 一种基于有向无环图的数据处理系统: 中国,

CN2020113090660[P].（申请日期 2020-11-20）

[16] 王同贺, 艾崧溥, 郭健, 曹军威. 能源交易方法、装置、电子设备及存储介质: 中国, CN202011043064.1[P].（申请日期 2020-09-28）

专著：

[17] 曹军威, 华昊辰, 郭健, 肖泽青, 杨洁, 袁仲达, 明阳阳, 梁宏, 王同贺. 电力物联网概论 [M]. 北京: 中国电力出版社, 2020.

永久通信地址

广东省肇庆市端州区迎宾大道肇庆学院教工宿舍西区 7 栋 306。