**An Efficient Blockchain Consensus Protocol in Wireless Networks**

**Abstract**

1. **简介**

随着5G技术和物联网的快速发展，无线网络中通信和网络带来了巨大的发展。在5G技术的支持下，物联网可以实现人与人之间，人与物之间以及物与物之间的交互，从而更好的提供日常服务和商业支持。为了满足多样化应用的需求，物联网的设备将大规模增加。预计到2035年，物联网上连接的设备数量将达到1万亿，这将极大地影响社会经济的发展[1]。物联网的快速发展能为智能家居、公共安全、智慧城市、自动驾驶、远程医疗等应用提供有效的基础设施支撑[2,3，4]。然而，随着物联网设备数量地增加，采用集中式拓扑结构的传统大规模物联网面临着严重的数据安全和信任问题。

区块链技术被认为是可以很好地解决物联网应用中数据安全和信任问题的技术之一[5，6]。区块链技术具有去中心化、不可篡改性和可追溯性等优点，受到了学术界和工业界的广泛关注。区块链系统依赖分布式共识协议确保实现分布式账本的一致性。当不同的物联网设备（通常称为“节点”）以分布式方式通信时，可以实现完全自治的物联网 [2]。因此，物联网需要一种共识算法确保节点可以对通信数据的有效性达成一致。因此，区块链中使用的共识协议也可以应用于物联网。虽然将区块链与物联网结合具有良好的前景，但是也面临着一些新的挑战。大量无线设备的出现使得无线通信成为区块链和物联网结合的阻碍之一。不稳定的信道质量会影响节点之间的通信，从而影响系统中节点达成共识的效率，最终影响区块链的性能（低吞吐量和高时延）。

然而，大多数现有的研究都是在安全可靠的传输假设下设计了共识协议，忽略了无线设备资源是有限的且无线网络具有不稳定、不可预测甚至是易受干扰等特性。众所周知，大多数区块链系统都采用基于工作量证明共识算法[7]作为底层的共识协议。在工作量证明算法中，矿工通过解决一个复杂的数学谜题来竞争出块权限。但是，大部分的无线设备的计算能力都是有限，很难负担沉重的挖矿工作。同时，当对手控制的计算能力不足总计算能力的50%时，基于工作量证明的共识协议依赖“多区块确认”确保概率一致性。因此，由于具有较高的确认时延，基于工作量证明的共识协议的性能通常非常差。作为工作量证明的替代协议，权益证明共识算法[8]不需要较大的算力开销。但是，基于权益证明的共识协议总是需要一个复杂的设计，避免权益或资产集中的同时防止攻击者无成本或以较低成本篡改区块链。基于拜占庭容错的共识协议 (比如Practical Byzantine Fault Tolerance (PBFT) [9])需要频繁的消息传递。这在无线通信中会导致严重的信道竞争和巨大的通信开销。这些共识协议都不是专为无线网络环境设计的。

最近，一些研究工作利用无线网络的特性设计区块链共识协议，使之适用于单跳无线网络通信环境。根据无线广播通信的特点，Z.Jiang等人[10]提出基于女巫证明的拜占庭容错共识协议，该协议能够在无线网络中实现实时共识。针对无线设备的低功耗和无线传输的不稳定性，Q.Xu等人[11]提出一种适用于无线区块链系统的高效、公平的通信证明（Proof-of-Communication）一致性证明协议。Y.Zou等人[12]利用无线网络的广播通信特点提出了适用于许可无线区块链网络的快速共识协议。此外，考虑到无线信道易受干扰的特征，M.Xu 等人提出了可以抵抗干扰攻击的基于 Proof-of-Channel 共识算法的单跳无线区块链共识协议 BLOWN[13]。这些无线区块链共识协议都是考虑在单跳无线网络中快速实现共识。如果直接将这些共识协议用于多跳无线网络中，当网络范围变大时通信开销和功耗都将会急剧增加。因此，为多跳无线网络中的区块链系统设计一个安全、高效的共识协议具有重要意义。

在本文中，我们提出一个适用于多跳无线网络的区块链共识协议-稳定委员会共识协议。我们使用节点的稳定度作为构建共识委员会的阈值，这个委员会将会具有相同的任期，每个任期由多轮组成。在每一轮共识开始之前，使用可验证随机选择方案确保在每一轮随机并且不需要交互的选举出唯一的出块节点。这种方案使得敌手不能提前预测出块节点，可以确保出块节点的安全性。随后，采用门限BLS签名方案作为网络中认可区块有效的投票机制来降低共识过程的通信开销。为了缩短确认时间，每个区块只需要一轮签名就可以完成区块的确认。诚实的节点有较高的概率能够在有限时隙后收集足够的部分签名，并且将他们聚合成一个唯一的完整签名。最终，只需要一个签名验证就可以验证区块的有效性。我们的主要贡献总结如下：

* 我们提出了一个融合随机可验证选举方案和阈值BLS签名方案基于稳定委员会的无线区块链共识协议，该协议可以确保区块链系统在多跳无线网络中稳定地生成区块并达成一致。
* 我们提出一个新的共识算法可以确保选择更为稳定的节点作为委员会成员，并且通过随机的方式选举出块节点降低敌手腐蚀的风险。这种选举方式保障委员会成员有很大概率不会在共识过程中离开网络，提高共识过程的稳定性和安全性。当确定了
* 我们的共识算法将门限BLS签名与谣言通信协议相结合，确保区块确认过程可以通过一轮签名交互就完成。因此，参与共识的节点有较高概率在时隙之后收集足够的部分签名恢复完整签名，对区块的有效性达成共识。其中， 是委员会中任意两个共识节点的最大距离。因此，我们的共识算法不仅具有强一致性，还有较低通信开销。
* 最终，我们通过大量的仿真研究验证我们的理论分析。

本文剩余部分组成如下。下一节介绍区块链共识协议、无线共识算法和门限BLS签名方案等相关工作。第三节提出我们的模型和假设。第四节详细介绍稳定共识协议的细节。第五节讨论了协议的安全性和性能。第六节会给出共识协议相关的仿真结果。最后，在第七节给出了本文的结论。

1. **相关工作**

**2.1 区块链共识协议**

目前，有两种最常用于区块链系统的共识协议。第一种是基于资源证明的共识协议，该协议中共识节点通过物理资源（比如，算力，存储等）或虚拟资源(比如，股份和名誉等）证明方式来竞争获取每一轮的出块权限。最典型的基于物理资源证明的共识算法是比特币使用的工作量证明(Proof of Work， PoW[7])。在比特币中，共识节点通过消耗的计算资源找到一个复杂数学难题的解来证明获得出块权限。但是PoW共识算法并不支持即时共识最终性[14]，在敌手的算力小于总算力 时可以通过多个区块确认来保证协议的概率一致性。因此，采用这类共识算法的区块链协议在共识过程中区块确认的时延比较大，处理交易的吞吐量比较有限。此外，基于物理资源证明的共识算法还有空间证明 (Proof of Space, PoSpace)[15]，共识参与者通过占用的内存或磁盘空间来竞争出块权限；以及燃烧证明（Proof of Burn）[16]，共识参与节点通过烧毁另一种“货币”，比如比特币，来获得生成区块的权限。为了降低共识的能耗和提高效率，虚拟资源证明共识算法被提出代替物理资源证明共识算法。典型的虚拟资源证明的共识算法是的权益证明(Proof of Stake, PoS)[8]，参与共识的节点根据所持有的股份作为选举成为出块节点的权限证明，股份越多的节点成为出块节点的概率就越大。以太坊中的Casper[17]是混合PoW和PoS的共识协议，旨在用PoS取代PoW。此外，虚拟资源证明的共识算法还有信誉证明(Proof of Reputation, PoR)[18]，共识参与节点需要拥有足够的信誉才能获取出块权限。虚拟资源证明共识算法的共识过程并不需要消耗实际的资源，对于环境比较友好。因此，越来越多的区块链共识协议希望使用虚拟资源证明作为共识算法。

第二种是基于协商的共识协议，该协议中所有共识的节点通过执行本地计算和广播消息与其他节点通信协商对提出的区块达成共识。采用这种共识算法的区块链协议可以容忍协议中出现拜占庭故障，还能为区块链共识协议提供强一致性。典型的协商共识算法是HyperLedger Fabric [19]中实现的拜占庭容错算法(Practical Byzantine Fault Tolerant, PBFT[9])。该共识算法从全网节点中选举出块节点负责创建区块，通过与其他节点投票协商对区块达成全网共识。实际拜占庭容错协议无权益抵押或者资源的消耗会降低恶意节点的作恶成本，但是通过节点协作机制可以排除恶意行为对共识的影响。一些基于协商的区块链共识协议通过在确保安全性的情况下提升共识协议的性能。其他协商共识算法还有NEO项目[20]中采用的DBFT算法，授权的共识节点通过投票协商对区块达成共识。在Zyzzyva[21]中，改进的BFT一致性算法SBFT使用阈值签名来减少一致性过程的通信开销。然而，它仍然需要两轮通信来聚合签名和终止块确认。此外，Cosmos[22]的Tendermint 共识算法采用了领导者轮换机制来避免对手的腐败，并使用八卦协议来提高事务传播的可扩展性。Algorand共识协议[23]将拜占庭协议协议与VRF委员会选举方案相结合，以确保区块链共识过程的安全性和可扩展性。大多数基于通信的协商一致协议的协商一致安全性取决于首领的正确性。当首领故障导致共识过程中断时，共识节点只能通过改变视图重新开始共识过程。此外，基于通信的区块链共识协议通常需要可靠的消息传输模型和广播通信。因此，这些区块链共识协议更适合于网络规模小、通信模型可靠的场景。

**2.2 无线网络中的共识协议**

我们的研究与无线网络密切相关且共识算法是区块链协议的核心，在本小节简单介绍一下无线网络中共识算法的研究进展。

为了提高无线网络中的一致性效率，当前已有许多关于无线共识算法的研究工作。M.Zheng等人[24]提出了一种用于集群无线传感器网络中的平均共识的八卦算法, 其中每个集群中的节点利用无线多址信道的自然叠加特性来实现快速平均共识。针对无线网络集群面临的共识问题，M. Goldenbau等人[25]提出了一种可以在集群无线网络中快速实现全局共识的迭代八卦算法。C．Newport和P.Robinson[26]提出了无线系统中的分布式容错共识算法，该算法适用于任何数量的节点故障且保证在多项式网络大小的系统中多次广播后能够高概率终止。F.Molinari等人[27]利用无线信道的广播特性，提出了一个使用广播授权代理的切换能够实现最大共识的共识协议。H. Moniz等人[28] 为资源受限的无线自组织网络提出了一种异步拜占庭共识协议，该协议确保即使系统中消息动态丢失也能快速的达成共识。

近年来，一些研究者将无线共识算法与区块链技术相结合，提出更加适用于无线网络环境的区块链共识协议。根据无线广播通信的特点，Z.Jiang等人[8]提出基于女巫证明的拜占庭容错共识协议，该协议能够在无线网络中实现实时共识。利用无线网络的通信特性，Q.Xu等人[9]提出基于通信（Proof-of-Comunication）的无线区块链共识协议；Y.Zou等人[10]提出了适用于许可无线区块链网络的快速共识协议。此外，考虑到无线信道易受干扰的特征，M.Xu 等人[11]提出了可以抵抗干扰攻击的基于 Proof-of-Channel 共识算法的单跳无线区块链共识协议 BLOWN。这些研究工作大多数是能够在不存在故障的单跳无线网络快速达成一致。针对多跳无线网络场景，M.Xu [23]等人过构建通信骨架的方式提出了适用于多跳无线网络的区块链共识协议wChain，该协议能够容忍故障且快速地完成数据收集。但是，该协议只能容忍节点崩溃故障，并不能在拜占庭故障出现时保证共识协议的安全性。同时，大多数无线区块链共识协议的安全性都依赖首领节点的正确性。首领节点除了生成区块之外，还要负责驱动消息传输过程以及公布最终共识结果的。因此，一旦首领节点发生故障，将直接导致共识失败。

**2.3 门限签名方案**

采用门限签名方案[29]的区块链共识协议可以确保在通信不稳定的无线网络中快速稳定地对区块达成最终共识。门限签名方案允许一组签名者在不知道其他私钥信息地情况下共同构建一个有效地签名。在门限签名方案中，个签名者持有不同的私钥，并且任意大于 个签名者的签名可以构建一个有效的完整签名。所有共识节点通过自己的私钥对共识结果进行签名并广播。同时，所有节点可以收集不同节点对共识结果的部分签名。当不同部分签名的数量达到阈值时，将聚合成一个唯一的完整签名。任何节点都可以通过聚合公钥快速地对完整签名进行验证，即对共识结果进行验证并实现共识。

BLS签名方案[30]是利用循环群和双线性映射的特性来构造聚合签名，实现多方签名和验证。在BLS签名方案包括了签名生成算法和签名验证算法。参与者通过私钥生成消息的签名，其他节点通过签名者的公钥可以验证签名的有效性。门限BLS签名方案[29]源于BLS签名方案，并以非交互的方式执行。其部分签名的生成与BLS签名方案是一致的，每个参与者收集足够地部分签名之后都能独立地恢复完整签名，即完整签名恢复地过程是非交互式和分布式的。门限BLS签名方案包括了密钥生成算法、签名生成算法和签名验证算法。密钥生成算法使用分布式密钥生成协议[31]向参与共识节点分发密钥 和一个聚合主公钥，其中聚合公钥用于验证生成的完整签名。签名生成算法包含了部分签名生成协议和一个完整签名恢复协议。其中，部分签名生成协议与BLS签名方案的相同，用于生成消息的部分签名；完整签名恢复算法将根据多个节点的部分签名计算得到用唯一主私钥签名消息形成的完整签名，即一个拉格朗日插值函数上的特殊值。部分签名验证算法则与BLS签名方案的签名算法一致，但是对于完整签名则需要使用分布式密钥生成协议生成聚合主公钥来进行验证。

-门限BLS签名方案可以保证无线区块链系统共识过程的安全性和高效性。由于聚合签名可以由任意共识节点执行，因此即使一些节点由于故障导致没有收集到足够的部分签名，最终系统也能够恢复完整签名。区块的共识结果并不依赖于出块节点公布。只要诚实的共识节点收集到足够的部分签名聚合形成完整的签名，就能完成区块确认并发布最终结果。这个设计极大地降低了由于出块节点故障或者链路不稳定导致无法达成共识的风险。同时,只需要一轮通信就能完成区块的共识过程，这减少了共识的通信开销；而对于投票结果也只需要进行一次验证，减少了验证共识结果的算力开销。因此，采用门限BLS签名作为投票机制的共识协议可以降低共识过程的系统开销和提升共识的效率。

1. **模型和假设**

**3.1 区块链系统的基本定义**

分布式系统中的经典的共识算法的目标是让系统中所有节点对于提交数据的值达成一致。因此，分布式共识协议通常需要满足以下性质：

* 一致性：所有节点的决策值都相同；
* 终止性：所有正确的节点都会最终做出决定（活性）；
* 有效性：决策的值是由一个节点提出的。

区块链系统也是一种分布式系统，节点将网络中的交易历史记录在区块中，并通过区块哈希值连接成区块链的形式。与分布式共识算法类似，区块链共识算法旨在让所有的区块链中的节点对于交易历史达成一致。我们的目标是在有故障的多跳无线区块链网络中，设计一个区块链共识协议满足下面的性质：

* 安全性：如果某个区块被写入一个正确节点的本地区块链中，该区块也会被写入其他正确节点的本地区块链中，即个诚实节点在相同的区块链高度上拥有相同的区块；
* 活性：对于提出的区块，所有正确的节点将最终决定是将区块丢弃或添加到正确节点的本地区块链上。

在本研究中，针对多跳无线区块链网络面临的共识问题，我们考虑设计一种安全、高效的拜占庭容错的区块链共识协议。

**3.2 网络模型**

我们考虑任意部署在二维欧式空间中由 个节点的集合 组成的多跳无线网络。每个节点具有一个半双工发射器可以发送和接收消息或者感知信道，但是不能同时收发消息或者同时发送和感应信道。每个节点都维护自己的本地区块链。网络中任意两个节点和 之间的欧式距离记作。我们假设两个节点之间最小距离为。假设每个节点在进入网络后需要提交一个抗女巫攻击证明后才能获得身份。通过与系统中其他节点通信可以获知当前系统中的节点信息以及区块链历史信息。在我们的协议实现中，我们将时间分为同步的时隙，每个时隙是消息传输的最小时间。在每一个时隙中，任意节点可以决定是传输消息还是侦听信道。每一轮是由多个时隙组成的时间区间，而多个轮可以组成一个任期。在每一个任期结束的时候，将会确认新任期的委员会。一旦确定了委员会，则每个成员将执行一个分布式密钥生成协议获取公私密钥对和聚合主公钥为之后的共识做准备。我们的共识协议依赖可信的密码系统，假设签名和加密过程都是安全可信的。

**3.3 通信模型**

在我们的网络模型中，每个节点的收发器都使用相同的传输功率，并且 通过无线信道与其他节点通信。我们假设无线信道服从标准的路径损耗模型和瑞利衰落模型[32]。特别地，记节点 之间的路径损耗为

其中 是参考距离的路径损耗，是节点之间的欧式距离， 是路径损耗指数。此外，我们使用瑞丽衰落模型刻画节点 之间信道的多径效应。记是从节点到节点的信道增益，并且服从均值为零和方差为 的复正态分布，即。我们假设信道都服从独立同分布。当节点以传输功率传输一个信号到节点，则信噪比表示为

其中是高斯白噪声功率。绝对时间将周期性的全局同步，并且分割成固定时间区间的时隙

其中，是在共识过程中节点发送消息的最大大小，是每次传输的目标信噪比，是传输中的信道带宽。当接收节点的信噪比小于时，将发生信噪比中断。由于是指数分布，那么信噪比中断概率可为

对于每次中断事件，我们采用混合自动强求重传，消息将重复传输直到第一次成功传输为止。

**3.4 故障模型**

在无线网络中，故障节点的恶意行为的假设如下：

* 故障节点的目标是为了阻止共识的实现而不仅仅是让自己获利；
* 为了实现上述目标，故障节点可能的恶意行为包括不遵循协议并且传输任意消息（错误消息或者垃圾消息等）；
* 在无线网络中，故障节点不会一直阻止或者干扰其他节点的传输和通信。如果一个故障节点拥有较大的传输功率并且不遵循通信协议将很容易被检查到。

1. **稳定委员会无线区块链协议**

在本节，我们首先介绍我们协议的概览。随后，我们详细介绍了稳定委员会共识协议的共识过程。

**4.1 概览**

在多跳无线区块链网络中，参与共识的节点通过提交一个女巫攻击抵抗证明加入系统，即质押一笔金钱注册身份。这笔押金会存放在一个虚拟账户中，除非本人通过一个解质押的方式才能取出属于自己的质押金额；否则任何人不能取出。这个质押机制可以有效的防止敌手发起女巫攻击。每个节点进入系统之后会获取当前的系统中其他节点的公钥和最新的区块链历史，并且将自己的公钥也广播给其他节点。每个节点都需要维护一个相同的节点列表，每个节点使用公钥作为身份。

我们旨在设计一个能够在多跳无线网络中安全、快速、稳定达成共识的区块链共识协议。我们的共识协议将时间分为不同的任期，每个任期开始的时候将选举出一个共识委员会，成员在任期时间内参与共识过程。其他非委员会成员只会在接收到共识结果后更新本地区块链。委员会成员将在每个任期结束之后更新。每个任期是由多个轮组成，每轮中委员会将运行稳定共识协议将一个新的区块被添加到区块链。在每一轮共识中，先随机选举一个出块节点生成区块并广播到全网。随后每个共识节点对区块的有效性进行投票，并随后将区块和签名的集合广播到网络。特别地，节点在一轮共识中只能对共识结果进行一次投票。稳定共识协议中节点对区块Hash的签名被记为对区块有效的一次投票。因此，我们的共识协议正常运行主要分为以下几个阶段：

* 出块节点选举：委员会中的节点独立地运行一个分布式随机生成协议生成一个在 区间的随机数。节点将自己私钥和当前轮的随机数作为可验证出块节点选举协议的输入，查看自己是否成为当前轮出块节点。同时，节点可以根据出块节点的公钥验证出块节点的合法性；
* 区块的生成：出块节点确定自己获得出块权限后，从自己的未处理交易池中取出部分交易打包生成区块，并广播区块到网络中的所有其他节点；
* 区块的验证：当节点接收到区块之后，将执行区块验证过程。首先，节点根据出块节点的公钥和随机数以及证明验证出块节点的合法性；其次，节点还需要验证区块的有效性。一旦验证成功，节点生成该区块Hash的部分签名添加到有效区块中，并将新的收集到的有效签名和区块Gossip给网络中其他节点；
* 区块确认：节点收集到足够的部分签名之后，运行一个完整签名恢复方案将一定数量的区块Hash签名聚合成一个完整签名作为区块确认的标志。区块确认的条件是：1）收集到足够的部分签名并聚合成完整签名；或2）接收到区块Hash的完整签名并使用聚合主公钥验证有效。节点会将最终确定的区块gossip给他节点。当节点生成或者接收到当前区块的完整签名之后，节点将新区块添加到本地主链上，并生成新一轮的随机数，开始新的一轮共识。

**4.2 稳定委员会无线区块链协议细节**

在这一小节，我们介绍协议稳定委员会协议的细节，主要包括，委员会成员选举、安全的出块节点选举、区块生成、区块的验证与确认。

**4.2.1选举委员会成员**

在无线网络中，大部分节点的通常都是能量有限的。如果节点的可用能量非常低并不能支撑共识消耗，节点就会出现拜占庭故障或崩溃故障。当存在的故障节点非常多时，分布式系统就很难达成共识。我们提出一个能量高效、稳定的选举方案选举委员会成员，并周期性的更新委员会。假设委员会任期时长为，块间隔为。记为共识消息的平均数据包数量。委员会能量阈值主要取决于两个因素：1)传输共识消息所需要的能量；2）节点运行基本功能所需要的能量（比如扫描无线环境）。因此，能量阈值的计算公式如下：

其中是传输一个数据包所需要的能耗，是运行基本功能是每秒的能耗。

节点进入系统后，需要根据节点自身的可用能量质押金钱获取活动时间。我们将根据节点的剩余活动时间选举每个任期的委员会。为了确保委员会的稳定性，剩余活动时间小于某一阈值的节点将不会被选作委员会成员。该阈值取决于委员会任期的大小，即如果剩余活动时间小于任期的大小节点将不会被选为委员会成员。这些未被选中的节点我们称之为轻量级节点。轻量级节点不参与共识过程，只能在达成共识的时候更新本地区块链。而能够持续充电的节点只要质押足够的金钱就能获取较长的活动时间，这类节点具备更好的安全性能。金钱质押机制可以进一步确保这些节点以较高概率诚实工作。

假设系统中剩余活动时间都超过任期阈值的节点数量为时，为了确保系统能够达成共识需要满足恶意节点的数量。记是指定的委员会平均大小。令 是网络中节点的集合且有。我们记集合，其中是诚实节点的集合，是故障节点集合；满足。记集合是委员会成员集合，且有。假设是从中随机均匀选举出的 个节点组成的集合。那么，委员会成员可能的组合数量为，选择的成员中有个诚实节点和个故障节点的概率为。因此，委员会中有超过的节点是故障节点的概率为

为了确保共识协议的活性，我们需要确保委员会中故障节点数量超过安全阈值的概率足够小。换而言之，足够多数量的诚实节点确保能够达到门限BLS签名方案的安全阈值。

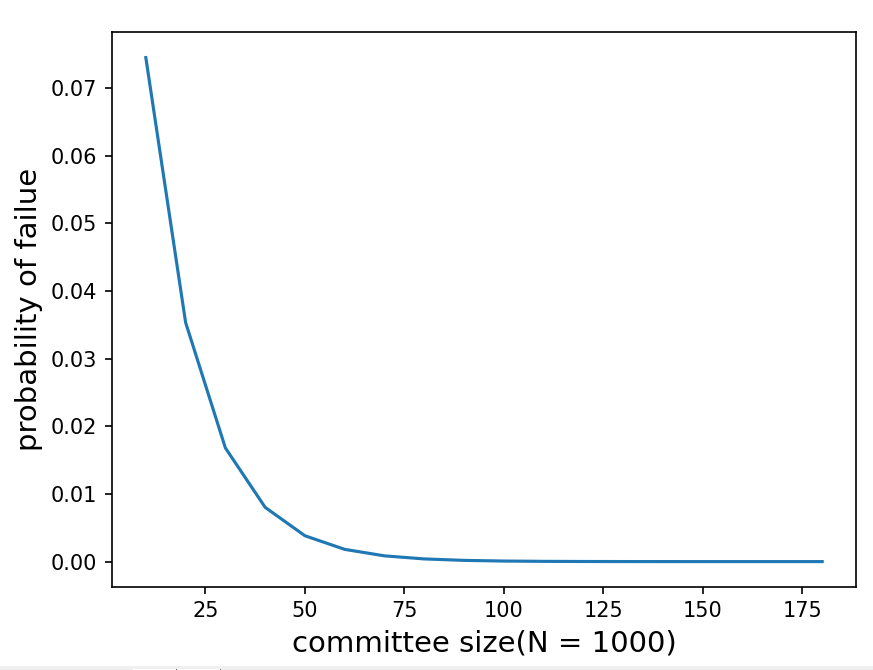
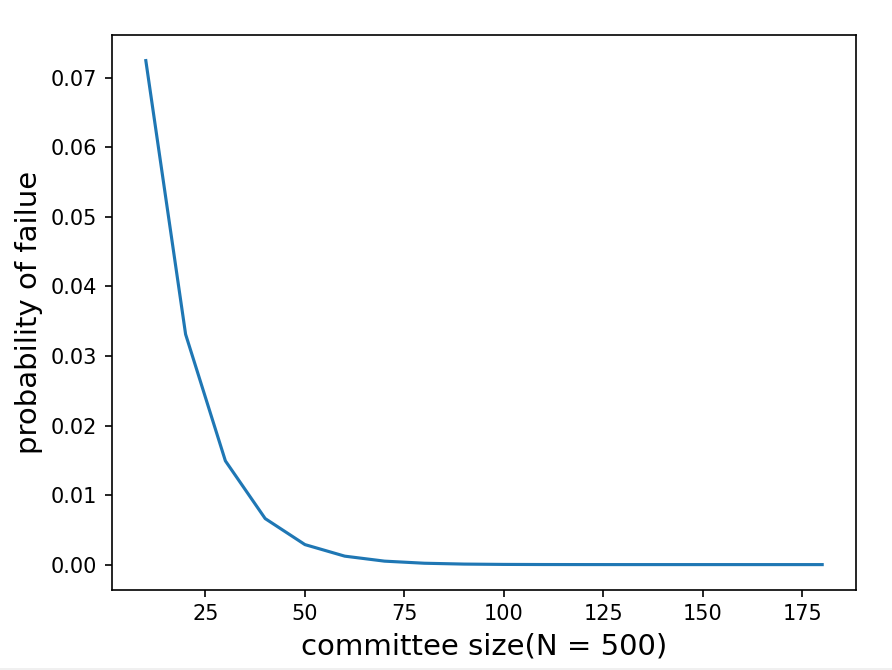
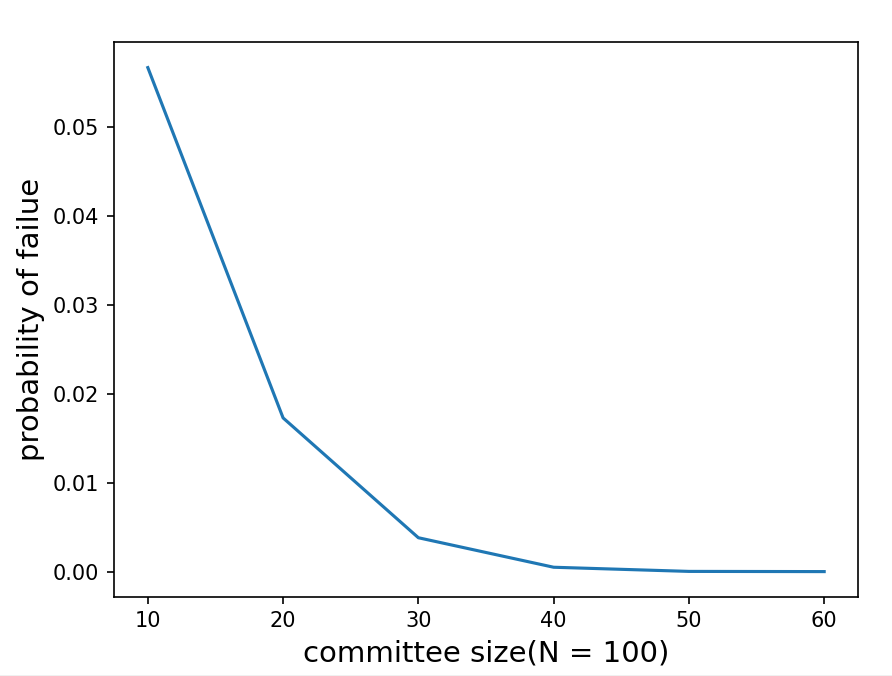


Fig. 1 不同节点数量时委员会大小Vs. 委员会中故障概率

当给定候选节点数量后，随着委员会大小的增加，委员会中故障节点数量过半的概率会下降，直到最后趋近于零。如果委员会中在当前轮无法确认区块，则需要重新选举委员会成员。在我们的协议中，如果在一轮结束后没有生成新一轮的随机数，即完整签名，则需要更换整个委员会成员。在正常情况下，这样的情况几乎不会发生。因为委员会中故障节点数量超过 的概率比较低。一旦大多数节点的都是诚实的，并且运行足够长的时间，必然能够生成完整签名完成区块的确认。在委员会任期结束之前将不会该边委员会。

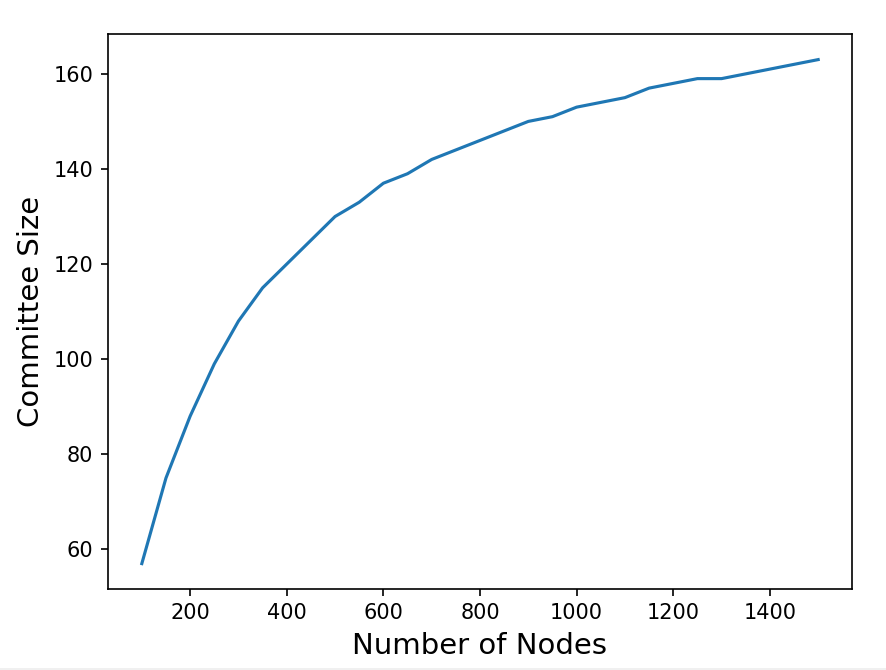


Fig 2 节点数量Vs.委员会大小

我们的协议具有比较好的扩展性。通过在适当的范围内观察委员会大小与节点数量可以证明。根据图Fig 2可知，委员会大小与节点总数呈次线性增长。当 非常大时，委员会大小与相比可以忽略不记。因此，委员会大小的增长速度比网络总数增长缓慢时，也可以减少共识过程中对协议扩展性和吞吐量的影响

在选举委员会成功之后，委员会成员需要通过分布式密钥生成算法生成BLS密钥对、获取其他节点的公钥和和聚合主公钥。我们的共识协议采用门限BLS签名方案的三个相关算法：签名生成算法用于生成部分签名；聚合签名恢复算法通过一定数量的部分签名重构完整的签名；签名验证算法通过签名者的公钥验证每个部分签名的有效性和聚合主公钥验证完整签名的有效性。如果当前任期结束，则需要重新选举一个新的委员会。如果委员会任期终止之前有正在确认的区块，则在新委员会选举之后，重新对区块执行共识过程。如果委员会任期终止时，刚好有节点生成区块Hash的完整签名，则认为当前轮完整区块的确认。新的委员会将不需要重新对这个区块执行共识进程。

**4.2.1 出块节点选举**

在确定了委员会成员之后，每个节点维护相同的委员会成员列表。委员会节点在确认成为委员会之后通过分布式密钥生成协议获取密钥对  和聚合主公钥 用于签名的生成和验证。在开始在当前任期执行共识协议之前，节点需要和其他共识节点交换公钥，最终获得一个公钥列表。节点根据公钥的Hash值对所有的共识节点排序，确保参与共识的节点拥有相同的节点公钥列表。

出块节点的选举是每轮共识的第一步，旨在任期中的每一轮选定出块节点在委员会中提出一个新区块。出块节点选举算法主要的挑战是确保选举的结果不可预测，使得敌手在直到出块节点提出新区块之前不知道出块节点的信息。可验证随机函数是一种密码学函数，将输入处理成一个可验证的伪随机输出。将证明和公钥作为输入，可以在不知道私钥信息的情况下验证输出结果的有效性。这个特点使得VRF适用于出块节点选举和抵抗DoS攻击。接下来，我们详细讨论协议的出块节点选举算法。

我们采用一个分布式随机数生成方案确保共识节点在每一轮独自生成相同的伪随机数。这个随机数是在每一轮共识中所有共识节点都知道的数，但不能被敌手预测和篡改。在我们的协议中，当节点接收到上一轮区块的完整签名 之后，将执行分布式随机数生成方案来产生下一轮的随机数 。为了确保分布式随机数生成方案输入的统一和即时性，我们使用当前轮的轮数 、上一轮区块Hash 与完整签名 结合作为随机输入。最后得到下一轮的随机数:

分布式随机数生成方案的输出是不可预测且唯一的。虽然区块Hash 和当前的轮数 是预先知道的信息，但是完整签名 在聚合产生之前是不可以事先预估得到。即使存在节点首先恢复出完整签名，但是不可能篡改完整签名。因此，新一轮随机数 的生成是基于相同的、可验证的输入计算的，确保最终输出是随机且唯一的。分布式随机数生成协议是非交互式的，参与共识的节点不需要通信便能够进入新的一轮共识。一旦节点生成或接收到完整签名 ，就会立刻确认区块并将区块添加到本地区块链上。同时，节点可以自主生成新一轮的随机数开始新一轮共识进程。

我们采用可验证随机选举函数确定每一轮的出块节点。记节点 在区块链系统中的剩余活动时间为 ，则当前轮共识节点的剩余活动时间之和为 。将分布式随机数和节点的私钥作为输入。随后该函数将输出三个值：一个哈希值，一个证明，剩余活动时间占比以及选举结果。在每轮共识开始时，每个节点都可以通过以下VRF选举函数独立验证自己是否当选为当前轮的潜在出块节点：

为了确保出块节点选举的公平性，我们在阈值中首领选举中引入节点的剩余活动时间作为权重。因此，剩余活动时间多的节点被选中成为出块节点的概率比较高，而剩余活动时间高的节点往往更倾向于保护网络的安全性。

当节点确定自己被选中成为出块节点，会打包交易生成区块并广播区块并提出一个预准备消息给其他共识节点。区块分为区块头和区块体。区块体主要是存储的交易元数据，区块头可以用一个元组表示 ，其中 是当前的轮数， 是前一个区块的Hash， 是存储在区块体中交易的哈希根， 是出块节点的id， 是区块的Hash。预准备消息主要包含)。其他接待你接收到预准备消息之后会优先广播给其他节点。当在一轮中存在多个潜在的首领节点时，哈希值最小的节点将被确定为合法的出块节点。随后，共识节点对合法区块签名进行投票。在一轮中，每个节点只能投票一次。当节点收集足够数量的部分签名聚合成完整签名 ，确认区块后将完整签名添加到区块中并完成区块上链操作。

我们采用的可验证随机出块节点选举方案是建立在安全可靠的BLS签名方案之上的，即使 个共识节点中存在最多 个恶意节点也能够正常运行。当绝大多数的诚实共识节点都能正确运行时时，门限签名方案的阈值总是能达到，即在每一轮中最终总是能够恢复完整签名。

**4.2.2 区块的验证与确认**

我们通过无线网络广播的方式将出块节点生成的区块和区块Hash的部分签名传输给其他共识节点。当节点接收到新的区块消息时会检查区块的有效性和验证出块节点对区块Hash签名。共识节点通过验证以下组件的有效性来验证区块的有效性：

* 出块节点的合法性：一旦节点接收到这些消息，就使用VRF-Verify函数检查出块节点的有效性。验证包括两部分：验证和的合法性以及哈希结果是否小于选举阈值。即
* 区块父Hash ：新区块的父Hash必须与节点维护的当前最新区块链的最后一个区块的Hash相同；
* 交易：检查区块中的所有交易是否都是有效的，如果存在无效交易，则认为区块是无效的；

如果以上条件都满足后，节点验证区块的有效性都成功，生成区块Hash的部分签名添加到区块中并gossip区块给网络中其他节点。节点接收到区块后共识节点收集到 个有效的部分签名时，可以聚合恢复成一个区块Hash的完整签名，作为区块被确认的证明。当一个完整签名通过聚合主公钥快速验证有效，说明已经有足够多的节点认为这个区块是有效的。因此，完整签名作为区块确认的标志是可行的。由于诚实的节点在一轮中最多只会为一个有效区块的区块Hash签名，最终只有一个区块完成验证和确认过程。这意味着共识协议确保系统在同一轮中不会出现多个区块同时被确认，防止了链分叉的出现。

如前所述，完整签名的恢复可以由任意节点独立完成，这极大地提升了共识过程的稳定性。当节点聚合多个部分签名时，就可以生成完整签名。即使恶意节点拒绝生成完整签名并广播给其他节点，诚实的节点也会宣布区块被确认的结果。这样的设计使得我们的协议在部分节点发生故障或者无线网络通信不可靠时也能稳定的实现共识完成区块的确认。

**4.3 委员会重置**

委员会重置是在委员会任期结束或者委员会中故障节点数量超过安全阈值是进行。根据委员会剩余活动时间，我们将更新部分委员会成员。

在我们的假设中委员会中至少有的节点是诚实的。当委员中诚实节点数量少于安全阈值时，可能会发生如下故障情况：

* 委员会中故障节点数量超过：当故障节点数量最少为时，故障节点将选择作恶。此时不会确认任何有效区块，诚实节点会在空区块上投票(生成部分签名)。但是这个空区块无法恢复完整签名。因此，诚实节点会超时无法确认空区块，开始委员会重置。
* 出块节点故障：当委员会出块节点故障时，将不会生成区块或者生成无效区块。由于候选的出块节点有多个，只要其中有一个是诚实的，就会最终确认该有效区块。如果所的候选出块节点都是故障的，则最终所有的诚实委员会成员将会确认一个空区块。只要诚实节点数量超过安全阈值，也能够完成当前轮共识，并不需要重制委员会。

在委员会任期结束之后，根据委员会中节点的剩余活动时间重制委员会成员。根据轮随机数和任期数作为随机种子来选取新任期的委员会成员。

**4.3 奖惩机制**

我们的共识协议通过一个激励机制可以提高节点愿意签名区块Hash的积极性。无论是验证区块的有效性还是生成签名都需要消耗节点的算力。当没有成为出块节点时，理性的节点可能不愿意浪费算力验证区块生成签名，而是更愿意等待生成完整签名结束当前轮之后开始新的一轮共识。因此，为了确保协议能够高效运行，需要一个奖励机制促使节点愿意验证区块生成签名。系统中所产生的主要费用是打包交易所产生的部分交易费用。每一轮中区块的交易费用除了分配给出块节点以外，剩下的一部分交易费用将分配给为生成完整签名提供部分签名的节点。

当一个区块被确认之后，剩余的交易给用会被部分签名用于恢复完整签名的节点分享。考虑可能存在节点接收到多个最终签名是由不同部分签名组成的问题，签名奖金将发放给聚合完整签名的部分签名集合中平均时间戳最小的节点集合。这种奖励机制不仅会提高节点签名的积极性，还能激励节点产生完整签名之后尽快将结果广播给其他节点进而提高区块签名的效率，从而提高系统的性能。

此外，协议中设置了惩罚机制降低理性节点作恶的机会。一旦发现合法出块节点生成无效区块或者超时不生成区块等恶意行为导致在当前轮最终确认空区块，系统将会减少节点在系统中的活动时间作为惩罚。这个惩罚措施会降低恶意节点的权重的同时提升其他节点的权重，会降低节点被选为出块节点的概率，最终降低节点当选为出块节点获得奖励的概率。因此，理性的出块节点为了确保自己的收益，会减少生成无效区块的情况，从而提高系统的安全性和效率。

1. **协议分析**

在本小节，我们详细分析稳定委员会无线区块链协议的安全性和高效性。我们通过证明协议满足持续性（persistence）和活性来证明协议的安全性。我们详细分析了协议共识过程的开销来证明协议能够节能且高效的生成有效区块实现共识。

**5.1 安全性分析**

在这一小节，我们证明稳定无线区块链协议能够确保无线区块链系统在存在部分节点故障的情况下安全的运行。当绝大多数节点是诚实时，我们的协议就可以保证满足持续性和活性：

* 持续性：如果诚实节点宣布区块是在区块链上的第个位置, 则其他诚实节点也认为是在相同位置；
* 活性：所有诚实的节点将最终确认一个区块并且生成新一轮的随机数。

我们共识协议的安全性并不依赖出块节点的正确性，而是由安全的门限签名方案来确保的。出块节点发生故障时并不会影响系统的安全性。出块节点在稳定无线区块链协议中只承担生成区块的功能。当出块节点生成一个无效区块或者不生成区块时，我们的共识协议将会通过门限签名机制强制更换出块节点开确保协议的运行。因此，协议中一轮共识进程结束之后，会出现两种输出：有效的被确认的区块和空区块（与一般的区块数据结构相同，但是区块中没有任何交易）。一个有效区块被确认需要满足以下条件：1）出块节点创建一个有效区块；2）该有效区块被足够多的共识节点接受并最终为其Hash聚合生成完整签名。稳定共识协议需要至少 个诚实节点来满足门限签名的需求。门限签名机制的输出是不可伪造确保了这个机制的安全性。门限签名机制具有两个性质：

* 唯一性：门限签名方案中任意超过 个部分签名都能恢复相同的完整签名；
* 可验证性：任意节点都可以通过聚合主公钥验证最终恢复的完整签名的有效性。聚合主公钥是在节点加入系统的时候由密钥生成协议生成和分配的。

我们将在之后详细讨论稳定无线区块链共识协议能够满足持续性和活性，确保无线区块链系统能够稳定和安全地运行。

**5.1.1 持续性分析**

只要诚实节点的数量能够满足门限签名机制的安全阈值，稳定无线区块链协议就能满足持续性：

**定理一（持续性Persistence）**：记 是共识节点的数量。当诚实节点的数量超过且每一轮中每个节点只能对一个区块进行一次投票时，所有诚实的节点将维护相同的区块链。换而言之，对任意的诚实节点和，如果节点 声明区块 在区块链第 个位置上, 则诚实节点区块链相同位置上的区块一定是 。

**证明**：要证明持续性，我们需要证明任意两个诚实的节点维护的区块链相同。采用反证法证明，假设 分别是诚实节点 维护的区块链上相同位置的区块，且 。那么会有两种情况出现：

* + C1： 在同一轮中分别被添加到节点的本地区块链 上的两个不同的区块。由于区块的确认是聚合任何至少个部分签名恢复唯一的完整签名。如果在同一轮两个不同的区块都最终被确认，则表明在同一轮中门限签名机制最终恢复了两个不同的完整签名，这与门限签名机制的唯一性冲突了，因此假设不成立。
  + C2:是在不同的轮被添加到节点的区块链上的区块。假设分别是在 轮中被添加到节点的区块链 上的第个区块。根据我们的协议，在 轮中添加 到区块链上时至少有 个节点认为区块是有效的，这些节点认可区块 在 轮首次被添加到的区块链的第 个区块。由于在一轮中不会最终确认两个不同的区块，因此添加区块 的节点在 轮中有相同的区块链视图，即这些节点维护的区块链中的第 个区块是相同的。由于 ，且 。当节点 在 轮之前故障了并且在 轮的时候恢复，那么将会有至少 个节点在第 轮的时候认可区块链的第 个区块是 。由于之前在 轮中也至少有 个节点认可区块链在第 个区块中是 。如果两个区块都认为是有效的，则网络大小为 ，矛盾了。

最终得出结论，所有的诚实节点对于区块链历史应该有相同的视图，即所有诚实的节点将维护相同的区块链。因此，我们的协议是满足持续性的。

**5.1.2 活性分析**

只要诚实节点的数量能够满足门限签名机制的安全阈值，稳定无线区块链协议就能满足活性：

**定理二（活性）**：记是参与共识的节点总数，且诚实节点的数量满足门限签名的安全阈值。即使系统存在个故障节点，协议最终也一定会终止并获得新一轮的随机种子。

**证明：**运行稳定无线区块链共识协议时，故障节点可以相互勾结发起两种攻击：不生成有效区块和拒绝为有效区块的Hash签名。

* + 出块节点故障：如果恶意的出块节点不生成任何区块，则诚实的节点在超时未接收到区块后会最终确认一个空区块。如果恶意的出块节点生成一个无效区块，该区块将无法通过区块有效性检查。诚实节点将会拒绝为无效区块的区块Hash签名，最终导致无法聚合生成证明该区块有效的完整签名。因此，最终诚实节点将在当前轮聚合恢复一个空区块的完整签名，得到新一轮的随机种子。
  + 如果恶意的节点拒绝为有效区块的Hash签名，则剩下的个诚实节点会正确地生成有效区块Hash地部分签名并广播给其他节点。任意诚实节点在收集到足够的部分签名都会聚合恢复有效区块Hash的完整签名，并广播给网络中的其他节点。因此，最终会完成当前轮的共识过程，获得新一轮的随机源—完整签名。

我们的协议确保当系统中存在故障节点时也能够完成一轮共识过程，并获得下一轮的随机种子。因此，我们的共识协议是能够确保活性的。

**5.1.3 女巫攻击分析**

我们的协议能够比较好的防止理性的节点发起女巫攻击。由于节点被选中成为首领的概率与节点剩余活动时间的占比相关。假设攻击者的剩余活动时间为，系统中所有节点剩余时间之和为。当敌手创造 个伪节点时，他们的剩余活动时间分别为 。则攻击者被选中的阈值为 ，其中是委员会大小。此时有 。因此，我们的协议中，攻击者发起女巫攻击时，成为出块节点的概率并不会提升。

即使敌手发起女巫攻击，我们的协议也能够安全的运行。当敌手发起女巫攻击时，会控制节点不发送消息或者发送一些错误的消息阻碍协议达成共识。如果女巫节点成为出块节点，生成一个无效区块或者不生成区块，其他诚实节点在超时未接受到有效区块就会对一个空区块达成共识。当女巫节点没有成为出块节点时，将不会对当前轮的有效区块Hash签名或者发送错误的签名。由于区块验证和确认的过程是节点独立完成，因此只要有足够多的诚实节点对区块Hash签名就能确保共识过程的最终性。诚实节点接收到错误的签名之后会验证得知该签名无效，最终丢弃无效签名。只要有诚实节点收集到足够多的有效部分签名就能聚合生成完整签名，完成区块最终确认达成共识的过程。因此，只要敌手不控制超过安全阈值的投票权，我们的协议可以抵抗女巫攻击。

**5.1.4 DDoS攻击**

敌手通过发送大量的无用消息可以阻止目标节点发送共识消息，使得网络一直忙碌或者瘫痪。网络性能将受到影响，无法执行他们的功能。因此，这些节点将不再为其他合法节点提供服务。

在我们的协议中，通过密码学机制和消息的优先级设置可以有效的防止这类攻击。消息通过加密确保只有拥有对应私钥的节点才能成功解码获取消息内容。此外，由于所有的区块都是链接在一起的并且所有节点共同维护相同的区块链，攻击者无法攻击单个区块或者单个节点。当节点检测到由节点发送大量的无用消息时，就会隔离负责攻击的节点。最后将该节点添加到网络中广播的黑名单中，所有黑名单中节点传输的消息都将被视为是故障消息。节点将不再通过黑名单中的节点转发消息，而是通过新的路径传输消息。这个机制可以极大地减低DDoS攻击对于系统地伤害，提高共识的安全性，进而提升协议的性能。

**5.1.5长程攻击**

敌手发起长程攻击时可以伪造区块链历史使得自己获益来。根据区块链的最长链原则，敌手可以伪造一条更长的区块链，使之成为被其他节点认可的主链来使自己获益。这种攻击通常发生在生成区块代价较小的区块链系统中。

稳定无线区块链协议融合了安全的门限BLS签名方案，具有较好的长程攻击抗性。当敌手想要篡改区块链上的区块时，需要获得至少 个节点的私钥生成区块确认的完整签名。节点获取其他节点的私钥只能通过贿赂节点获取。要贿赂 个节点需要掌控整个共识协议超过 的投票权。敌手要获取足够的私钥需要花费大量的金钱，篡改区块链数据付出的代价将非常的大。当节点想要篡改多个区块链历史数据时，需要的密钥数量将增加，敌手的代价将增加。理性的敌手将不愿意花费代价篡改数据，不理性的敌手也很难付出足够的代价篡改数据。因此，稳定共识协议能够很好的抵抗敌手发起长程攻击，确保数据的安全性。

**5.2 性能分析**

在本小节，我们将详细分析协议共识过程的算力开销和通信开销，证明稳定无线区块链共识协议是比较节能和高效的，适用于无线网络环境。

**5.2.1 共识时延**

定义共识时延为从区块生成到区块完成全局确认的时间。我们的协议中，每个节点的计算复杂度比较低，即计算操作产生的时延较小。相反，我们的共识协议中，通信的轮数和可扩展性是决定共识时延的主要因素。因此，为了研究无线通信对协议的影响，我们假设节点的本地计算时间可以忽略不计（相较于共识过程中的通信时延）。我们的共识协议中主要分为出块节点选举、区块生成、区块验证和区块确认四个阶段。因此，我们的共识协议主要是由区块生成和确认的时间决定。因此，一轮共识过程是由个独立消息传输的过程组成。在基Gossi-Broadcast通信的共识协议的共识时延分析中，通常需要考虑以下两种性质：

* 传输时间取决于从源节点目标节点所需的中继节点的数量。
* 目标通信节点的数量会影响单跳广播的所需的时间。

在出块节点选举和生成阶段，我们采用基于VRF的出块节点选举机制，这个选举机制可能会有多个出块节点候选人。这些节点会在发现自己满足出块节点条件时生成一个区块和一条预准备消息广播给其他共识节点。预准备消息拥有更高的优先级和更小的数据大小。因此能够比较快速的传输给其他共识节点。其他共识节点会在等待一个固定的时间之后才对接收的区块投票。

在本文中，通信方式是建立在每个节点的广播上的。我们假设作为发送器的每个节点有目标通信节点，这些节点是发送器节点的通信目标。为了有效利用无线资源，我们为单个节点广播消息分配广播持续时间为。随机变量记作节点传输一条消息到所有目标通信节点所需要的时隙数。在单个节点广播中，我们假设被用于确定最小的使得

其中目标广播成功的概率。可得到如下命题：

**命题1**：对于任意节点，以概率广播消息到个目标通信节点所需要传输时隙数是

其中是节点传输距离最远的目标节点的SNR中断概率。

**证明：**随机变量记作节点 广播一条消息到节点所需时隙数。此时消息是单跳传输。由于信道衰落，传输故障将以一个确定的概率发生。消息将会重传直到传输成功为止。此时，随机变量服从几何分布

其中是传输功率为的SNR中断概率。那么，传输失败的概率的上界为

当所需传输时隙数被确定为是满足广播成功概率大于的最小时隙数时，可计算得到

■

考虑任意一个源节点传输一条消息到目的节点，其中。在多跳网路中，一条消息可能会流经不同路径，我们考虑的是所有成功消息传输的最短路径。我们假设节点到节点存在条最短路径。当其中有一条路径传输消息成功，则节点传输消息成功。

我们假设任意两个邻居节点之间在个时隙中传输成功的概率都大于目标传输概率。随机变量为邻居节点传输消息所需时隙数，则两个节点在时隙内传输成功的概率计算为*。*记随机变量是最短路径中所需的传输次数，则节点通过路径在时隙中传输消息成功的概率为

那么，节点成功传输消息到节点的概率为

因此，就有。当足够大时，节点传输消息成功的概率趋近于1。但是是有限的，并且边不相关的最短路径数量更小。在我们的网络模型中，给定目标传输概率为时，对于任意节点在满足条件下传输成功的概率。

在共识过程中，首先需要出块节点广播预准备消息和区块，随后需要收集足够的签名。在我们的协议中，只有当所有委员会节点都生成完整签名失败时共识才会失败。当有超过个委员会成员传输消息到节点失败时，节点就不能生成完整签名。节点生成完整签名失败的概率为

因此可以推导得到共识成功的概率为

在我们的协议中，所有节点的通信半径是固定的。因此，一个节点将消息传输给另一个节点所有最短路径中所需最大的通信数量为，其中是网络中节点的数量。假设在给定目标概率为时两个节点之间单跳传输的最大时隙数为，则节点成功传输一条消息到目标节点所需的最大时隙数为

因此，预准备消息平均时延为，区块传输平均时延为，签名传输的平均时延为。委员会将最终确认的区块传输给非委员会成员所需的平均时延为.

**5.2.1 扩展性分析**

在本小节中主要研究委员会成员提升是协议的可扩展性。在我们的协议中，通过委员会机制可以提高协议的可扩展性。

我们的共识协议具有较好的可扩展性。在我们的协议中，只有委员会成员才能参与共识过程，非委员会成员只能接收最后确认的区块。委员会机制可以提升协议的可扩展性。随着系统中节点数量的增加，委员会成员的数量不会急剧增加。委员会中成员的数量远远小于系统中所有节点的数量，即。因此，共识的时延并不会由于系统中节点数量的增加而显著提升。此外，我们的协议只需要一轮通信就能够完成区块的确认。

共识协议由于广播将会承担很高的通信负担，造成大量的网络资源浪费。为了降低通信复杂度，采用 Gossip通信协议来完成共识消息的传输。中继节点仅将消息转发给其个连接的目标邻居节点。这可以减少消息副本的数量，降低网络开销。此外，我们协议中达成共识的消息传输主要是区块传输和签名传输。这两个阶段的通信复杂度分别为:

* 区块传输：出块节点将区块传输给其他个委员会成员的通信消息复杂度为。此外，在完成区块确认之后将确认区块传输给所有节点的消息复杂度为。
* 签名传输：委员会成员收集其他成员的部分签名，一旦部分签名数量达成阈值就恢复完整签名。区块确认过程的通信复杂度为。在完成区块确认之后，委员会成员会将完成签名添加到区块中，随后将区块传输给网络中所有的节点。

因此，共识过程中所有消息的复杂度为，并且委员会的大小远远小于网络的大小。因此，消息复杂度为

系统生成空区块的原因有超时未生成有效区块和超时未恢复完整签名。如果发生以上两种情况，委员会所有成员会未一个空区块投票。这个过程并不需要额外的通信。当一个委员会不能生成一个空区块的完整签名时，表明当前委员会中故障节点数量比较多，因此需要强制更换委员会。我们采用一个分布式委员会更新算法。节点根据最新被确认的区块独立确认新的委员会成员。这个过程也不需要节点之间进行通信。因此，我们的协议通信开销比较小，具有较好的扩展性。

1. **仿真结果**

在这一节中，我们仿真研究变量参数是如何影响稳定协议的性能。为了评估协议的性能，我们主要采用两个指标：吞吐量和共识时延，具体定义如下：

* 共识时延：区块从产生到最终链接到区块的时间（区块确认时间）；
* 吞吐量：单位时间内处理交易的数量。

吞吐量是单位时间内确认交易的数量，这个指标受到确认交易的数量和共识时延的影响。

我们仿真代码是用Python语言写的，采用的 python 版本是 Python 3.10.0。所有的实验都是在64 位操作系统, 基于 x64 的处理器，Intel(R) Core(TM) i7-10700F 2.90GHz CPU 的处理器，8.00 GB RAM 中进行的。

**6.1 区块大小**

共识时延是用来衡量共识协议性能的重要度量，主要都到区块大小和参与共识的节点数量的影响。根据使用区块的大小和共识时延，我们可以计算最终确认的交易的数量来测量协议的吞吐量。

我们首先测试了不同区块大小对于共识协议中共识时延的影响。我们分别测试了区块大小从 到 时的共识时延和平均吞吐量，并且用四种不同的节点数量重复了相同的实验。我们测试了10次共识的平均时延和平均吞吐量，结果如下图所示：



根据之前的实验可知，随着区块大小的增加，共识时延随着区块大小的增加呈线性增长，在有700个节点的网络中区块大小为1MB的时候的最终确认时延也在0.3秒左右。由于所有网络节点的带宽限制为35Mbps，传输较大的区块需要更长的时间使得共识时延增大。详细的实验结果表明，区块传输占共识完成时间的90%以上说明区块传输是共识协议的主要瓶颈。此外，随着区块大小的提升，平均吞吐量先是缓慢增长，最终在区块大大于1MB之后平均吞吐量趋于平缓。结果表明，只增加区块的大小并不能无限制的提升平均吞吐量。区块大小为1MB时协议能够在较小的平均共识时延中实现较大的平均吞吐量。最终结果表明，即使区块大小比较大的时候，我们的协议能够保证在较低的时延时拥有较高的吞吐量。

**6.2 节点数量**

其次，我们实验分析共识协议中节点的数量对于共识时延和吞吐量的影响。我们分别测试了节点数量从 100 增加到 1000 时的共识时延和平均吞吐量，并且用四种不同的区块大小重复了相同的实验。我们测试了10次共识的平均时延和平均吞吐量，结果如下图所示：



根据上面的实验结果可知，随着节点数量的增加，共识时延也以比较缓慢的速度增加。这是因为在单跳无线网络中，节点采用广播的形式传输消息。因此，当节点拥有相同的网络带宽限制时，节点传输区块的时间是非常接近的。但是，随着节点数量的增加，用于确认区块的签名数量会成比例增加。因此，所有验证区块的节点需要验证更多的部分签名，并且聚合成完整签名的也需要更高的阈值。最终结果表明，随着节点数量的增加，验证节点需要更多的计算时间验证签名和收集更多的部分签名来聚合形成完整签名。当区块大小固定且共识时延增加时，我们的平均吞吐量会降低。结果显示，即使节点数量增加到1000时，平均吞吐量也是大于4000TPS，因此，我们的协议仍然具有较好的扩展性。

**6.3 节点密度**

我们实验分析了节点密度对于共识时延和平均吞吐量的影响。我们分别测试了节点密度从 增加到 时的共识时延和平均吞吐量，并且用四种不同的区块大小重复了相同的实验。每个节点密度我们测试了10次共识的平均时延和平均吞吐量，结果如下图所示：



从上图可知，共识时延随着带宽的增加而下降最后趋于平缓。随着带宽的增加，节点在网络中传输消息的速度变快使得共识时延会降低。同时，随着共识时延降低，协议的平均吞吐量线性增长。最终结果表明，带宽会影响共识协议的性能，带宽越大协议处理交易的效率就越高。

无线网络中敌手可以通过发起攻击影响共识过程，进而影响共识的效率。测试不同敌手能力下我们协议的性能，进一步分析我们协议的抗攻击性。

**6.4 对比实验**

敌手发起女巫攻击，攻击者控制的节点会竞争成为出块节点但并不打包区块或者打包一个无效区块。在我们的协议中，最终会生成并确认一个空块。即使出块节点故障，我们的协议依旧能够继续运行并不依赖出块节点确保协议的安全性。当敌手控制的恶意节点没有成为出块节点时，在共识过程中将不对验证有效的区块进行签名确认。在之前的分析中，我们已经说明了只要敌手控制的投票权不超过安全阈值，最终有效区块一定会被确认，并且添加到区块链上。

我们实验分析了共识协议中，女巫节点百分比对于共识时延和吞吐量的影响。我们分别测试了女巫节点占比从 5% 增加到 49% 时的共识时延和平均吞吐量，并且用四种不同的节点数量重复了相同的实验。当女巫节点数量为总数量的 50% 时，会导致没有足够数量的部分签名而无法确认任何区块，最终导致协议瘫痪。因此，我们测试最大的女巫节点占比为 49%。我们测试了10次共识的平均时延和平均吞吐量，结果如下图所示：



上图实验结果显示，共识时延不会随着女巫节点的百分比的增加而明显增加。当女巫节点当选为出块节点，在当前轮会最终确认一个空块。由于空块比较小传输比较快，因此生成空块轮的共识时延会比较小。结果表明，生成空块会使得平均共识时延降低。但是，吞吐量不会随着女巫节点数量的增加呈现较大波动。这是因为随着攻击者投入越多，女巫节点当选为出块节点的概率会增加，生成空块的次数会增加。由于空块中并不包含任何交易且共识时延会比较低，因此平均交易吞吐量不会发生较大的变化。最终结果表明，我们的协议面临女巫攻击具有较好的活性和性能。

**6.5对比实验**

我们将共识协议与当前的PBFT协议以及Byzcoin进行对比。主要比较在不存在故障节点的网络中，比较不同网络大小下不同协议的时延和吞吐量。此外，比较不同协议能够容忍的故障节点占比。

我们实验分析了共识协议中，攻击能力为 的攻击者发起阻塞攻击时对共识时延和平均吞吐量的影响。假设攻击者发起攻击时将在任意 轮中阻塞连续 轮。我们分别测试了在敌手具有不同攻击能力 到 时的共识时延和平均吞吐量，并且用四种不同的节点数量重复了相同的实验。我们测试了10次共识的平均时延和平均吞吐量，结果如下图所示：



从上图可知，随着 的增加共识时延降低，这是因为随着 的增加，敌手发起攻击的频率会降低。当 的增加时，节点收集部分签名聚合成完整签名的所需要的时间会降低，从而使得共识时延降低了。此外，平均吞吐量会随着 的增加而增加。由于区块大小固定且共识时延降低，会使得平均吞吐量增加。针对敌手发起的连续阻塞攻击，我们协议中每个节点都会维护一个敌手攻击时间窗口的估计，因此可以动态调整确认超时阈值。这个机制确保了即使敌手发起阻塞攻击，我们的协议也会最终确认区块。最终结果表明，节点维护的敌手窗口估计可以很好的抵抗连续阻塞攻击。

1. **结论与展望**

在本文中，我们提出一个适用于单跳无线网络的稳定五西安区块链共识协议。这个协议的安全性是建立在安全的门限签名机制和可信高效的出块节点选举机制上。此外，我们的协议具有强一致性，可以避免区块链出现分叉。同时，稳定五西安区块链协议对敌手发起的女巫攻击和阻塞攻击都有比较好的抵抗能力。协议在节点存在故障时，也能够稳定、安全且高效的运行。实验分析和仿真结果显示了稳定共识协议的安全性和高效性。在未来，我们将研究多跳无线网络下的稳定共识协议，并且改进实现更加安全高效的无线区块链协议，使得协议能够更好的抵抗各种区块链攻击。

**参考文献:**

[1] A. Salam. "Internet of things for sustainable community development: introduction and overview[M]." Internet of Things for Sustainable Community Development. Springer, Cham, 2020: 1-31.

[2] O. Novo, "Blockchain Meets IoT: An Architecture for Scalable Access Management in IoT," in IEEE Internet of Things Journal, vol. 5, no. 2, pp. 1184-1195, April 2018, doi: 10.1109/JIOT.2018.2812239.

[3] A. K. Gupta and R. Johari, "IOT based Electrical Device Surveillance and Control System," 2019 4th International Conference on Internet of Things: Smart Innovation and Usages (IoT-SIU), 2019, pp. 1-5, doi: 10.1109/IoT-SIU.2019.8777342.

[4] N. Dlodlo, O. Gcaba and A. Smith, "Internet of things technologies in smart cities," 2016 IST-Africa Week Conference, 2016, pp. 1-7, doi: 10.1109/ISTAFRICA.2016.7530575.

[5] H. -N. Dai, Z. Zheng and Y. Zhang, "Blockchain for Internet of Things: A Survey," in IEEE Internet of Things Journal, vol. 6, no. 5, pp. 8076-8094, Oct. 2019, doi: 10.1109/JIOT.2019.2920987.

[6] O. Onireti, L. Zhang and M. A. Imran, "On the Viable Area of Wireless Practical Byzantine Fault Tolerance (PBFT) Blockchain Networks," 2019 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM), 2019, pp. 1-6, doi: 10.1109/GLOBECOM38437.2019.9013778.

[7] S. Nakamoto. Bitcoin: A Peer-to-Peer Electronic Cash System. https://bitcoin.org/bitcoin.pdf, 2008.

[8] A. Kiayias, A. Russell, B. David, and R. Oliynykov, “Ouroboros: A provably secure proof-of-stake blockchain protocol,” in *Annual* *International Cryptology Conference*. Springer, 2017, pp. 357–388.

[9] M. Castro, B. Liskov. Practical Byzantine fault tolerance[C]. Proceedings of the 3rd Symposium on Operating Systems Design and Implementation(OSDI), 1999: 173-186.

[10] Z. Jiang, Z. Cao, B. Krishnamachari, S. Zhou and Z. Niu, "SENATE: A Permissionless Byzantine Consensus Protocol in Wireless Networks for Real-Time Internet-of-Things Applications," in IEEE Internet of Things Journal, vol. 7, no. 7, pp. 6576-6588, July 2020.

[11] Q. Xu, Y. Zou, D. Yu, M. Xu, S. Shen, F. Li. Consensus in Wireless Blockchain System, in WASA, 2020.

[12] Y. Zou, M. Xu, J. Yu, F. Zhao and X. Cheng, "A Fast Consensus for Permissioned Wireless Blockchains," in IEEE Internet of Things Journal, 2021.

[13] M. Xu, F. Zhao, Y. Zou, C. Liu, X. Cheng, F. Dressler. BLOWN:A Blockchain Protocol for Single-Hop Wireless Networks under Adversarial SINR, in CoRR abs/2103.08361, 2021.

[14] M. Vukolic, ‘‘The quest for scalable blockchain fabric: Proof-of-work vs. BFT replication,’’ in Proc. Int. Workshop Open Problems Netw. Secur., 2015, pp. 112–125.

[15] S. Dziembowski, S. Faust, V. Kolmogorov, and K. Pietrzak, “Proofs of space,” in Annual Cryptology Conference. Springer, 2015, pp. 585–605.

[16] K. Karantias, A. Kiayias, and D. Zindros. "Proof-of-Burn," in Financial Cryptography and Data Security, 2020, pp. 523-540, doi: 10.1007/978-3-030-51280-4\_28.

[17] V. Buterin and V. Griffith, ‘‘Casper the friendly finality gadget,’’ 2017, arXiv:1710.09437. [Online]. Available: https://arxiv.org/abs/1710.09437

[18] F. Gai, B. Wang, W. Deng and W. Peng. "Proof of Reputation: A Reputation-Based Consensus Protocol for Peer-to-Peer Network." In Database Systems for Advanced Applications, 2018, pp. 666-681, doi: 10.1007/978-3-319-91458-9\_41.

[19] Hyperledger Fabric. [Online]. Available: https://cn.hyperledger. org/projects/fabric. 2019.

[20] Q. Wang, R. Li, S. Chen, and Y. Xiang. "Formal Security Analysis on dBFT Protocol of NEO."  [arXiv:2105.07459](https://arxiv.org/abs/2105.07459) [cs.CR], 2021

[21] R. Kotla, L. Alvisi, M. Dahlin, A. Clement, and E. Wong, "Zyzzyva: Speculative byzantine fault tolerance," ACM Trans. Comput. Syst., vol. 27, no. 4, pp. 1–39, 2010.

[22] E. Buchman. "Tendermint: Byzantine fault tolerance in the age of blockchains." Ph.D. thesis, The University of Guelph, Guelph, Ontario, Canada, June 2016.

[23] M. Xu, C. Liu, Y. Zou, F. Zhao, J. Yu and X. Cheng, "wChain: A Fast Fault-Tolerant Blockchain Protocol for Multihop Wireless Networks," in IEEE Transactions on Wireless Communications, vol. 20, no. 10, pp. 6915-6926, Oct. 2021, doi: 10.1109/TWC.2021.3078639.

[15] Burstcoin official website. https://www.burst-coin.org/. May. 2019.

[16] B. Wiki. Proof of burn. [Online]. Available: https://en.bitcoin.it/wiki/Proof\_of\_burn

[17] V. Buterin and V. Griffith, ‘‘Casper the friendly finality gadget,’’ 2017, arXiv:1710.09437. [Online]. Available: https://arxiv.org/abs/1710.09437

[18] Proof of Reputation: A Reputation-Based Consensus Protocol for Peer-to-Peer Network. https://link.springer.com/content/pdf/10.1007%2F978-3-319-91458-9\_41.pdf. Jan. 2019.

[19] Fabric official website. https://get.fabric.io/. Jan. 2019.

[20] Open Network for the Smart Economy. Accessed: Mar. 20, 2018. [Online]. Available: <https://neo.org/>

[21] R. Kotla, L. Alvisi, M. Dahlin, A. Clement, and E. Wong, ‘‘Zyzzyva: Speculative byzantine fault tolerance,’’ ACM Trans. Comput. Syst., vol. 27, no. 4, pp. 1–39, 2010.

[22] J. Kwon. Tendermint: Consensus without mining.

https://tendermint.com/static/docs/tendermint.pdf (21 August 2021, date last accessed).

[23] Y.Gilad, R. Hemo, S. Micali, et al. Algorand: Scaling Byzantine agreements for cryptocurrencies[C]. In: Proceedings of the 26th Symposium on Operating Systems Principles, Shanghai, China, October 28–31, 2017: 51–68.

[24] M. Zheng, M. Goldenbaum, S. Stańczak and H. Yu, "Fast average consensus in clustered wireless sensor networks by superposition gossiping," 2012 IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2012, pp. 1982-1987, doi: 10.1109/WCNC.2012.6214113.

[25] M. Goldenbaum, H. Boche and S. Stańczak, "Nomographic gossiping for f-consensus", Proc. 10th Int. Symp. Model. Optimiz. Mobile Ad Hoc Wireless Netw., pp. 130-137, 2012.

[26] C. Newport and P. Robinson, “Fault-tolerant consensus with an abstract mac layer,” arXiv preprint arXiv:1810.02848, 2018.

[27] F. Molinari, N. Agrawal, S. Stańczak and J. Raisch, "Max-Consensus Over Fading Wireless Channels," in IEEE Transactions on Control of Network Systems, vol. 8, no. 2, pp. 791-802, June 2021.

[28] H. Moniz, N. F. Neves and M. Correia, "Byzantine Fault-Tolerant Consensus in Wireless Ad Hoc Networks," in IEEE Transactions on Mobile Computing, vol. 12, no. 12, pp. 2441-2454, Dec. 2013, doi: 10.1109/TMC.2012.225.

[29] A. Boldyreva. "Threshold signatures, multi signatures and blind signatures

based on the gap-Diffie-Hellman-group signature scheme," in Proc. 6th Int. Workshop Theory Pract. Public Key Cryptogr., 2003, pp. 31–46.

[30] D. Boneh, B. Lynn, and H. Shacham, "Short signatures from the Weil pairing[C]". International Conference on the Theory and Application of Cryptology and Information Security. Springer, Berlin, Heidelberg, 2001:514-532.

[31] R. Gennaro, S. Jarecki, H. Krawczyk, and T. Rabin. "Secure distributed key generation for discrete-log based cryptosystems," in Proc.Int. Conf. Theory Appl. Cryptograph. Techn., vol. 1592, Aug. 2010,pp. 295–310.

[32] A. Goldsmith, Wireless Communications. Cambridge University Press, 1 ed., Aug. 2005.