



دانشگاه شهید بهشتی

دانشکده مهندسی و علوم کامپیوتر

## ارائه‌ی یک روش رای‌گیری امن مبتنی بر بلاک‌چین

پایان‌نامه کارشناسی ارشد مهندسی کامپیوتر  
گرایش نرم‌افزار

نگارش

شروین حاجی‌اسمعیلی

استاد راهنما

دکتر مقصود عباس‌پور

تابستان ۹۷



دانشگاه شهید بهشتی  
دانشکده مهندسی و علوم کامپیوتر

پایان نامه کارشناسی ارشد مهندسی کامپیوتر - گرایش نرم افزار  
تحت عنوان:

ارائه ی یک روش رای گیری امن مبتنی بر بلاک چین

در تاریخ                      پایان نامه دانشجو،                      ، توسط کمیته تخصصی داوران مورد بررسی و تصویب نهایی قرار گرفت.

امضا	نام و نام خانوادگی	۱- استاد راهنما اول:
امضا (در صورت نیاز)	نام و نام خانوادگی	۲- استاد راهنما دوم:
امضا (در صورت نیاز)	نام و نام خانوادگی	۳- استاد مشاور:
امضا	نام و نام خانوادگی	۴- استاد داور (داخلی):
امضا	نام و نام خانوادگی	۵- استاد داور (خارجی):
امضا	نام و نام خانوادگی	۶- نماینده تحصیلات تکمیلی:

## با سپاس و قدردانی از

پدران و مادرانی که خود را فدای تربیت فرزندان خود کردند و  
اساتید و معلمانی که در تمام دوران زندگی، راهنمای جانسوز ما بودند.

آوردن این صفحه اختیاریست.

کلیه حقوق مادی مترتب بر نتایج مطالعات،  
ابتکارات و نوآوری‌های ناشی از تحقیق موضوع  
این پایان‌نامه متعلق به دانشگاه شهید بهشتی  
می‌باشد.

## به نام خدا

نام و نام خانوادگی: شروین حاجی اسمعیلی

عنوان پایان نامه: ارائه‌ی یک روش رای‌گیری امن مبتنی بر بلاک‌چین

استاد راهنما: دکتر مقصود عباس‌پور

اینجانب شروین حاجی اسمعیلی تهیه‌کننده پایان‌نامه کارشناسی ارشد حاضر، خود را ملزم به حفظ امانت‌داری و قدردانی از زحمات سایر محققین و نویسندگان بنابر قانون Copyright می‌دانم. بدین وسیله اعلام می‌نمایم که مسئولیت کلیه مطالب درج شده با اینجانب می‌باشد و در صورت استفاده از اشکال، جداول و مطالب سایر منابع، بلافاصله مرجع آن ذکر شده و سایر مطالب از کار تحقیقاتی اینجانب استخراج گشته است و امانت‌داری را به صورت کامل رعایت نموده‌ام. در صورتی که خلاف این مطلب ثابت شود، مسئولیت کلیه عواقب قانونی با شخص اینجانب می‌باشد.

نام و نام خانوادگی: شروین حاجی اسمعیلی

تاریخ و امضا:

تقدیم به

رهجویان علم و فناوری و دوست‌داران علم و دانش

آوردن این صفحه اختیاریست.

# فهرست مطالب

۱	مقدمه	۱
۲	۱.۱ نیازمندی‌های رأی‌گیری ایده‌آل	۲
۳	۲.۱ روش‌های رأی‌گیری سنتی	۳
۴	۳.۱ مشکلات و چالش‌های رأی‌گیری الکترونیک	۴
۵	۴.۱ انگیزه و هدف	۵
۷	۲ تعریف مفاهیم	۷
۸	۱.۲ زنجیره‌ی قالبی	۸
۸	۱.۱.۲ پیاده‌سازی زنجیره‌ی قالبی	۸
۸	۲.۱.۲ انواع زنجیره‌ی قالبی	۸
۱۰	۲.۲ اثبات‌های بی‌دانش	۱۰
۱۰	۱.۲.۲ مثال شهودی	۱۰
۱۱	۲.۲.۲ اثبات‌های بی‌دانش بدون تعامل	۱۱
۱۱	اثبات بی‌دانش ZK-SNARK	۱۱
۱۳	اثبات بی‌دانش ZK-STARK	۱۳
۱۴	۳ کارهای پیشین	۱۴
۱۵	۱.۳ رأی‌گیری الکترونیک	۱۵

۱۶	رأی گیری الکترونیک متمرکز . . . . .	۱.۱.۳
۱۷	رأی گیری الکترونیک توزیع شده . . . . .	۲.۱.۳
۱۷	رأی گیری بدون زنجیره ی قالبی . . . . .	
۱۷	رأی گیری با زنجیره ی قالبی عمومی . . . . .	
۱۸	رأی گیری با زنجیره ی قالبی خصوصی . . . . .	
۱۹	اعتماد . . . . .	۲.۳
۲۰	روش توافق . . . . .	۱.۲.۳
۲۰	توافق در ارزشهای دیجیتال . . . . .	
۲۰	اثبات سهم . . . . .	
۲۱	روش Ripple Consensus Protocol . . . . .	
۲۱	روش Stellar Consensus Protocol . . . . .	
۲۱	روش Aura . . . . .	
۲۲	روش Clique . . . . .	
۲۲	روش Practical Byzantine Fault Tolerance . . . . .	
۲۳	اثبات های بی دانش . . . . .	۳.۳
۲۳	پروتکل های مبتنی بر اثبات بی دانش . . . . .	
۲۵	روش پیشنهادی	۴
۲۷	تعریف نقش ها . . . . .	۱.۴
۲۷	شرایط مسئله ی رأی گیری الکترونیک . . . . .	۲.۴
۲۸	مفروضات مسئله . . . . .	۳.۴
۲۹	پروتکل ثبت رأی . . . . .	۴.۴
۲۹	مثال شهودی . . . . .	۱.۴.۴
۳۱	فرایند رأی گیری از نگاه کاربر . . . . .	۲.۴.۴



۳۱	قبل از رأی گیری	
۳۱	در حوزه ی رأی گیری	
۳۲	فرایند رأی گیری از دید حوزه	۳.۴.۴
۳۲	تراکنش ها	
۳۳	فرایند ثبت رأی کاربر	
۳۴	احتمال درستی ثبت رأی	
۳۴	ناشناس بودن رأی گیری	
۳۶	تداخل شماره سریال	
۳۶	فرایندهای توزیع شده	۵.۴
۳۷	شمای کلی	۱.۵.۴
۳۸	اضافه شدن بلوک	۲.۵.۴
۳۸	بررسی بلوک	۳.۵.۴
۳۹	توافق	۴.۵.۴

۴۰	تحلیل و ارزیابی	۵
۴۱	پیاده سازی	۱.۵
۴۲	معیارهای رأی گیری مناسب	۲.۵
۴۳	شباهت به رأی گیری ایده آل	۳.۵
۴۴	مقایسه با کارهای مشابه	۴.۵
۴۴	روش های رأی گیری دیگر	۱.۴.۵
۴۵	موارد حذف شده از مقایسه	
۴۶	هزینه ی اطمینان از شمارش درست	۲.۴.۵
۴۶	حریم خصوصی	۳.۴.۵
۴۷	هزینه ی برگزاری	۴.۴.۵

۴۷	هزینه برای کاربر . . . . .
۴۸	هزینه انتخابات برای مجری . . . . .
۴۹	۵.۴.۵ توانایی ردگیری خطا . . . . .
۵۰	۵.۵ احتمال ناهمخوانی در زنجیره‌ی قالبی . . . . .
۵۱	قضیه‌ی CAP . . . . .
۵۴	۶ نتیجه‌گیری و کارهای آتی
۵۵	۱.۶ نتیجه‌گیری . . . . .
۵۵	۲.۶ کارهای آتی . . . . .
۵۶	مراجع

## فهرست تصاویر

۹	یک درخت مرکب	۱.۲
۱۲	یک نمونه مدار محاسباتی	۲.۲
۲۲	روش PBFT	۱.۳
۲۶	شمای منطقی سامانه	۱.۴
۳۰	شمای شهودی	۲.۴
۳۳	تراکنش ثبت	۳.۴
۳۳	تراکنش شمارش	۴.۴
۳۵	فرایند ثبت رأی در حوزه	۵.۴
۳۷	شمای منطقی سامانه	۶.۴

## فهرست جداول

۹	.....	انواع زنجیره‌ی قالبی	۱.۲
۴۲	.....	تنظیمات libsnark	۱.۵
۵۰	.....	مقایسه‌ی روش‌های رأی‌گیری	۲.۵
۵۲	.....	روش توافق	۳.۵

## چکیده

با توجه به اهمیت زیاد امنیت در انتخابات، سال‌هاست تحقیقات بسیاری برای ایجاد روش‌های رأی‌گیری امن صورت گرفته است. با این حال، تمامی این روش‌ها نیازمند یک عامل مورد اعتماد هستند که می‌تواند نتیجه‌ی انتخابات را تغییر دهد. با ایجاد ابزار بیت‌کوین به عنوان یک ارز دیجیتال، بدون نیاز به عامل مورد اعتماد و در نتیجه فراگیری تکنولوژی زنجیره‌ی قالبی، برای حذف عامل مورد اعتماد در کاربردهای مختلف از آن استفاده شد. روش‌های رأی‌گیری الکترونیک با استفاده از زنجیره‌ی قالبی نیز ایجاد شدند که بدون نیاز به اعتماد، با شفافیت در آراء درستی شمارش رأی‌های انتخابات را تضمین می‌کردند. اما این موارد ناشناس ماندن آراء را به خطر می‌انداختند و در انتخابات‌های حساس خرید رأی - با پول یا زور - را آسان می‌کردند.

در این تحقیق یک روش رأی‌گیری امن به کمک زنجیره‌ی قالبی ارائه می‌شود که بدون به خطر انداختن ناشناسی در آراء رأی‌گیری، نیاز به فرد مورد اعتماد را به حداقل می‌رساند. در این روش به یک راه حل برای ثبت رأی ناشناس اما قابل ردیابی نیاز است؛ این راه از امضای کورکورانه و اثبات‌های بی‌دانش به عنوان ابزارهای رمزنگاری استفاده می‌کند تا بدون افشای اطلاعات خصوصی درون آراء (کاندیدای انتخابی کاربر) تعداد رأی هر کاندیدا را در انتهای انتخابات مشخص کند.

اگرچه در راستای حفظ امنیت رأی‌دهندگان وجود حوزه‌ی رأی‌گیری (برای حفظ امنیت فیزیکی) الزامی است، اما نمی‌توان از احتمال خراب کار بودن آن صرف نظر کرد. بنابراین روش امن انتخابات باید امکان خرابکار بودن حوزه را نیز در نظر گرفته و با وجود آن نیز درست عمل کند. در روش پیشنهادی این تحقیق هیچ حوزه‌ای نمی‌تواند بدون حضور کاربر از جانب او رأی ثبت کند و تمامی آراء در حین یا بعد از انتخابات قابل ردیابی هستند. روش پیشنهادی این تحقیق علاوه بر جلوگیری از ناشناس ماندن آراء، به کاربران اطمینان می‌دهد که رأی آن‌ها به درستی ثبت خواهد شد. همچنین وجود زنجیره‌ی قالبی به عنوان رد دیجیتال انتخابات در این روش، به هر شخص ثالثی این امکان را می‌دهد تا صحت شمارش آراء را بررسی کرده و از درستی اجرای انتخابات اطمینان حاصل کند.

**واژگان کلیدی:** بلاک چین، رأی‌گیری الکترونیک، امنیت

# فصل ۱

## مقدمه

امروزه از روش‌های متعددی برای رأی‌گیری استفاده می‌شود. رأی‌گیری سنتی به کمک صندوق‌های رأی و برگه رأی‌های کاغذی انجام می‌شود. با توجه به سختی استفاده از این روش در انتخابات‌های بزرگ، فعالیت‌های زیادی در راستای رأی‌گیری الکترونیک انجام شده است. اولین سامانه‌ی رأی‌گیری الکترونیک در سال ۱۹۶۰ طراحی شده است و اولین استفاده بزرگ از آن‌ها در چند ایالت آمریکا در سال ۱۹۶۴ برای انتخابات ریاست جمهوری بود.

امنیت در رأی‌گیری همواره یک مسئله‌ی پیچیده بوده است که در روش‌های سنتی به کمک بررسی‌های انسانی و اعتماد به برگزارکننده تامین می‌شده ولی به کمک رمزنگاری در رأی‌گیری الکترونیک می‌توانیم نیاز به شخص معتمد در رأی‌گیری را کمرنگ کنیم. هدف نهایی ما در این تحقیق ارائه‌ی یک روش رأی‌گیری امن بدون نیاز به اعتماد به شخص ثالث است.

## ۱.۱ نیازمندی‌های رأی‌گیری ایده‌آل

یک فرایند رأی‌گیری ایده‌آل باید بتواند شروط زیر را بدون نیاز به اعتماد به شخص ثالث ارضا کند:

- هر فرد واجد شرایط دقیقاً یک بار بتواند رأی دهد.
- هیچ‌کسی نتواند به جای فرد دیگری رأی دهد.
- هیچ فردی مجبور به رأی دادن نشود.
- هیچ فردی مجبور به رأی دادن به کاندیدای خاصی نشود.
- از شمارش هر رأی اطمینان حاصل شود.
- نتیجه‌ی آراء ناشناس باقی بماند.
- بسته به نیاز بتوان نتایج لحظه‌ای انتخابات را (بدون آسیب به شرط‌های قبلی) دید.

## ۲.۱ روش‌های رأی‌گیری سنتی

در رأی‌گیری سنتی فرد برای رأی دادن به یکی از حوزه‌های رأی‌گیری مراجعه کرده و با ارائه‌ی مدارک شناسایی خود یک برگه‌ی رأی دریافت می‌کند. برگه رأی دارای دو بخش است: قسمتی که برای ردیابی با اطلاعات شخصی فرد پر می‌شود و یک قسمت بی‌نام که فرد کاندیدای مورد نظر خود را در آن ثبت کرده و در یک صندوق می‌اندازد. با بررسی مدارک شناسایی، شرط دوم فرایند رأی‌گیری ایده‌آل تایید شده و با ثبت شدن اطلاعات فرد به عنوان یک رأی‌دهنده از رأی دادن دوباره‌ی او جلوگیری می‌شود. امنیت شخصی افراد در حوزه توسط برگزارکننده‌ی انتخابات و پلیس تامین می‌شود و در صورتی که فردی به تحت فشار مجبور به مراجعه به حوزه‌ی رأی‌گیری شده باشد می‌تواند با گزینه‌ی «رأی سفید» از رأی دادن خودداری کند.

با وجود یک صندوق برای چندین رأی و نبودن هیچ نشانه‌ی شناسایی در آراء، هیچ راهی برای فهمیدن رأی یک فرد خاص - حتی اگر برگه‌های رأی به دست رقیب بیفتد - وجود ندارد.

احراز هویت و شمارش رأی‌ها به عهده‌ی برگزارکننده‌ی انتخابات است و تنها از طریق یک شخص ثالث برای بازشماری آراء می‌توان از اجرای درست آن‌ها اطمینان حاصل کرد.

با توجه به هزینه‌ی زیاد شمارش در انتخابات‌های بزرگ راهی برای اعلام لحظه‌ای نتایج با هزینه‌ی معقول وجود ندارد.

همانطور که می‌بینیم در روش‌های فعلی انتخابات بسیاری از شرایط مورد نیاز یک انتخابات خوب با هزینه‌ی نسبتاً زیاد فراهم می‌شود. از دیگر مشکلات انتخابات به این روش می‌توان به نیازمندی به یک برگزارکننده‌ی مورد اعتماد اشاره کرد. باید به برگزارکننده اعتماد شود تا:

۱. امنیت حوزه‌ی انتخابات را تامین کند.

۲. افراد را به درستی احراز هویت کند.

۳. همه‌ی رأی‌ها را بشمرد.

۴. تغییری در رأی‌ها ندهد.



### ۳.۱ مشکلات و چالش‌های رأی‌گیری الکترونیک

دو مسئله‌ی اساسی در یک رأی‌گیری امنیت و حریم خصوصی است. مخالفین رأی‌گیری الکترونیک از کم هزینه بودن تقلب و تغییر رأی‌های ثبت شده در انتخابات الکترونیک می‌گویند و رد کاغذی در یک انتخابات را یک فاکتور مهم برای امنیت آن می‌دانند. هزینه تغییر میلیون‌ها رأی در یک سامانه‌ی کامپیوتری بسیار پایین‌تر از تولید چند میلیون رأی کاغذی تقلبی برای تغییر نتیجه‌ی یک انتخابات است.

بزرگترین مسئله در به‌کارگیری رأی‌گیری الکترونیک مسئله‌ی اعتماد به یک سامانه‌ی کامپیوتری است. از نظر بسیاری از رأی‌دهندگان رأی دادن با کامپیوتر شخصی می‌تواند ریسک تغییر رأی تا رسیدن آن به سرورهای رأی‌گیری ایجاد کند. از طرف دیگر عدم امکان بررسی و تایید انسانی عملیات کامپیوتر، حس امنیت کمتری القا می‌کند.

مسئله‌ی دیگر پرهزینه بودن ساخت زیرساخت‌های رأی‌گیری الکترونیک و خطر پیدایش مشکلات امنیتی در هر سامانه‌ی کامپیوتری - چه از نظر نرم‌افزار و چه سخت‌افزار - است. این مشکل باعث شده تعدادی از کشورها از جمله هلند، ایرلند و آلمان فرایند ایجاد زیرساخت لازم را شروع کرده و در ادامه این فرایند را ملقی کنند. دلیل اصلی اعلام شده برای این مسائل قابل اتکا نبودن سامانه‌های رأی‌گیری الکترونیک اعلام شده است.

برای مثال یک تحقیق معروف از دانشگاه NYU در سال ۲۰۱۵<sup>۱</sup> توضیح داد که ماشین‌های رأی‌گیری الکترونیک که در ۴۳ ایالت آمریکا استفاده می‌شوند در سال ۲۰۱۶ به دهمین سال استفاده شدن می‌رسند و به دلیل نداشتن بودجه‌ی کافی برای تعمیرات و بروزرسانی، در معرض خطر کرش<sup>۲</sup> کردن هستند که می‌تواند باعث کندی فرایند و حتی گاهی از دست رفتن رأی‌های مردم شود. علاوه بر این، قدیمی بودن دستگاه‌ها می‌تواند ریسک‌های امنیتی ایجاد کند.

یک مشکل دیگر در پیاده‌سازی‌های بسیاری از رأی‌گیری الکترونیک، نیاز به اینترنت و توانایی استفاده از کامپیوتر است. این مسئله می‌تواند دسترسی بسیاری از افرادی واجد شرایط را - به دلیل نقص جسمی و یا عدم توانایی کار با کامپیوتر - محدود کند. در سامانه‌های فعلی که مبتنی بر حوزه‌های رأی‌گیری هستند می‌توانند با

<sup>۱</sup> <https://www.brennancenter.org/publication/americas-voting-machines-risk>

<sup>۲</sup> crash

کمک انسانی در خود حوزه تا حدی این مشکلات را رفع کنند.

مشکلات مطرح شده موانع بزرگی برای فراگیری سامانه‌های رأی‌گیری کاملاً الکترونیکی برای انتخابات‌های مهم و بزرگ هستند که یک سامانه رأی‌گیری مناسب باید آن‌ها را تا جای ممکن رفع کند.

## ۴.۱ انگیزه و هدف

هدف این تحقیق، طراحی یک سامانه‌ی رأی‌گیری الکترونیک است که شرایط رأی‌گیری ایده‌آل را تا جای ممکن بدون نیاز به اعتماد به شخص ثالث ارضا کند. با فراگیری تکنولوژی زنجیره‌ی قالبی برای ایجاد سامانه‌های توزیع شده بدون نیاز به اعتماد (برای مثال بیت‌کوین به عنوان یک ارز دیجیتال بدون نیاز به اعتماد)، پلتفرم‌هایی برای رأی‌گیری الکترونیک ایجاد شدند که امنیت شمارش آراء را با عمومی ساختن فرایند رأی‌گیری تامین می‌کردند. با وجودی که راه‌حل ارائه شده‌ی این روش‌ها مسئله‌ی اطمینان از شمارش رأی‌ها را حل می‌کرد، مسئله‌ی حریم شخصی در این روش‌ها حل نشده است و انتخابات‌های برگزار شده با این سامانه‌ها امنیت کمتری در قبال ناشناس ماندن رأی‌ها ارائه می‌کنند.

برای مثال حالتی را فرض کنید که یک رأی‌دهنده تهدید می‌شود که باید به یک کاندیدای خاص رأی بدهد، در روش‌های سنتی رأی‌گیری به دلیل بی‌نام بودن برگه‌های رأی بعد از اتمام فرایند رأی‌گیری راهی برای اطمینان حاصل کردن از نتیجه‌ی رأی فرد نیست. از طرفی به دلیل امنیت حوزه‌های رأی‌گیری راهی برای اطمینان از نتیجه‌ی رأی یک نفر در حین فرایند رأی‌گیری هم نیست. پس راهی برای مجبور کردن یک نفر که به یک کاندیدای خاص رأی بدهد وجود ندارد. اما در سامانه‌های مبتنی بر زنجیره‌ی قالبی هر رأی داده شده با امضای الکترونیکی فرد امضا شده است و این موضوع می‌تواند با عمومی شدن زنجیره‌ی قالبی بعد از رأی‌گیری باعث لو رفتن نتیجه‌ی رأی آن فرد شود.

این مشکلات مانع بزرگی برای استفاده‌ی فراگیر این روش‌ها خواهد بود. هدف ما در این تحقیق این است که سامانه‌ای ارائه کنیم که امنیت شمرده شدن آراء را، مانند این سامانه‌ها ارائه کند و در عین حالت حریم خصوصی رأی‌دهنده را به طور کامل حفظ کند.

نتیجه‌ی این تحقیق یک روش رأی‌گیری الکترونیک است که قیاس با روش‌های سنتی انتخابات هزینه‌ها را

کاهش خواهد داد. در عین حال کمترین تغییر برای رأی دهندگان خواهد داشت که باعث افزایش دسترس پذیری این سامانه خواهد شد. همچنین تمامی آراء رأی دهندگان در قبال یک مهاجم خارجی و حتی خود برگزار کننده ی انتخابات ناشناس خواهند ماند.

با این وجود این سامانه یک رد الکترونیک غیرقابل انکار از تمام ارا، در قالب یک زنجیره ی قالبی، ارائه خواهد کرد که با وجود حفظ حریم خصوصی به هر ناظر ثالثی اثبات کند که آراء درست شمرده شده است. همچنین تمامی این قابلیت ها بدون نیاز اعتماد به برگزارکننده ی انتخابات خواهد بود و هرگونه تخطی از پروتکل ارائه شده توسط حوزه های رأی گیری از طریق اطلاعات ثبت شده در زنجیره ی قالبی قابل ردیابی خواهد بود.

## فصل ۲

### تعريف مفاهيم

در این بخش به معرفی بعضی مفاهیم پایه‌ی به کار برده شده در این تحقیق می‌پردازیم. در ابتدا با مفاهیم زنجیره‌ی قالبی، انواع و کاربردهای آن آشنا می‌شویم و در ادامه به بررسی اثبات‌های بی‌دانش می‌پردازیم. این دو تکنولوژی ابزارهای تئوری لازم برای ساخت سامانه رأی‌گیری امن خواهند بود.

## ۱.۲ زنجیره‌ی قالبی

زنجیره‌ی قالبی ساختمان داده‌ایست که به مانند لینک‌لیست<sup>۱</sup> از بلوک‌های متوالی تشکیل شده ولی در زنجیره‌ی قالبی هر بلوک هش<sup>۲</sup> عنصر قبلی خود را نیز نگه می‌دارد. هدف از این کار ساخت یک ساختار داده‌ی صرفاً افزایشی<sup>۳</sup> است که در آن بلوک‌های قبلی تغییرناپذیرند. تغییر هر بلوک باعث تغییر بلوک بعدی خواهد شد و این موضوع تشخیص تغییر در بلوک‌های پیشین را بسیار ساده می‌کند.

### ۱.۱.۲ پیاده‌سازی زنجیره‌ی قالبی

برای پیاده‌سازی یک زنجیره‌ی قالبی معمولاً از درخت مرکب<sup>۴</sup> استفاده می‌شود؛ درخت مرکب یا درخت هش، نوعی درخت دودویی<sup>۵</sup> است که در آن هر راس هش فرزندان خود را نگه داشته و برگ‌ها هش داده‌ی ذخیره‌شده در خودشان را نگه می‌دارند. این روش نگهداری اطلاعات باعث می‌شود که درچه‌ی زمانی بررسی وجود یک بلوک داده در زنجیره‌ی قالبی از  $N$  به  $\log N$  کاهش یابد. با توجه به این نوع ساختار درخت مرکب، هر تغییری در درخت باعث تغییر هش در ریشه‌ی آن خواهد شد و به دلیل تصادفی بودن خروجی یک هش خوب، هش ریشه‌ی درخت مرکب هیچ ویژگی قابل پیشبینی ندارد.

### ۲.۱.۲ انواع زنجیره‌ی قالبی

در این تحقیق زنجیره‌های قالبی را از دو نظر دسته‌بندی می‌کنیم. زنجیره‌های قالبی می‌توانند عمومی یا خصوصی باشند، در زنجیره‌های قالبی عمومی اضافه کردن بلوک به زنجیره‌ی قالبی نیاز به دسترسی خاصی ندارد

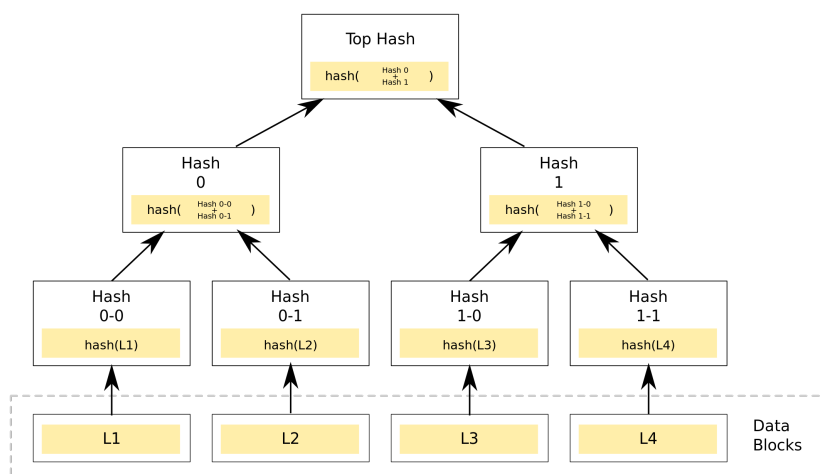
<sup>۱</sup> Linked list

<sup>۲</sup> Hash

<sup>۳</sup> Append only

<sup>۴</sup> Merkle tree

<sup>۵</sup> Binary tree



شکل ۱.۲: یک درخت مرکل

و هر کسی می‌تواند در آن‌ها بنویسد ولی در زنجیره‌های قالبی خصوصی اضافه کردن بلوک تنها توسط افراد خاص ممکن است.

روش دیگر تقسیم‌بندی ما باز یا بسته بودن زنجیره‌ی قالبی است که در رابطه با دسترسی خواندن اطلاعات در این زنجیره می‌باشد. در زنجیره‌های قالبی بسته خواندن اطلاعات توسط عموم آزاد نیست. در حالی که دو نوع باز آن تمام اطلاعات زنجیره برای خواندن در دسترس عموم است.

با توجه به کاربرد زنجیره‌ی قالبی مورد نظر هر زنجیره می‌تواند در هر یک از این دسته‌بندی‌ها قرار بگیرد. جدول ۱.۲ یک کاربرد ممکن برای هر کدام از این دسته‌بندی‌ها را نشان می‌دهد.

جدول ۱.۲: انواع زنجیره‌ی قالبی

بسته	باز	
بعضی رأی‌گیری‌ها	ارزهای دیجیتال	عمومی
اطلاعات خصوصی یک شرکت	سامانه‌ی مدیریت اطلاعات مالیات	خصوصی

## ۲.۲ اثبات‌های بی‌دانش

اثبات بی‌دانش<sup>۱</sup> روشی است که در آن «اثبات‌کننده» می‌تواند به «بررسی‌کننده» نشان دهد که او یک راز - مثلاً خروجی یک عملیات کامپیوتری - را می‌داند، بدون این که به او هیچ اطلاعات اضافه‌ای، مانند خروجی عملیات، بدهد. به عبارت دیگر اثبات‌های بی‌دانش، صرفاً داشتن اطلاعات را اثبات می‌کنند و خود اطلاعات را محفوظ نگه می‌دارند.

یک اثبات بی‌دانش باید ۳ شرط زیر را داشته باشد:

- کامل بودن: اگر گزاره‌ی مورد اثبات صحیح باشد، بررسی‌کننده‌ای که پروتکل را رعایت کند، باید از درستی گزاره مطمئن شود.

- درستی: اگر گزاره مورد اثبات غلط باشد، هیچ اثبات‌کننده‌ای نتواند اثباتی در رابطه با درست بودن گزاره ارائه کند.

- بی‌دانش: اگر اثبات درست باشد، بررسی‌کننده هیچ اطلاعاتی فراتر از درست بودن گزاره دریافت نکند.

اثبات‌های بی‌دانش، اثبات‌های احتمالاتی هستند و در واقع احتمال کمی وجود دارد که بتوان یک اثبات نادرست ارائه کرد. به بیان دیگر شرط درستی این است که احتمال تولید یک اثبات نادرست بسیار کم باشد.

### ۱.۲.۲ مثال شهودی

سناریویی را در نظر می‌گیریم که یک توپ سبز و یک توپ قرمز روی یک میز قرار دارد و آلیس می‌خواهد به باب که کوررنگ سبز و قرمز است ثابت کند که این دو توپ با هم تفاوت دارند؛ برای اثبات آلیس چشمش را می‌بندد و باب یا دو توپ را جابجا می‌کند و یا جابجا نمی‌کند. در ادامه آلیس می‌گوید که آیا جای توپ‌ها با هم عوض شده‌اند یا نه. با یک پاسخ درست باب می‌فهمد که آلیس با احتمال ۵۰٪ درست می‌گوید. این فرایند را برای بار دوم نیز تکرار می‌کنند و در صورتی درست بودن جواب آلیس، باب می‌داند که با احتمال ۷۵٪ او تفاوتی بین دو توپ می‌بیند. این فرایند آنقدر تکرار می‌شود تا باب با احتمال دلخواه خود از ادعای آلیس اطمینان حاصل کند.

<sup>۱</sup> Zero knowledge proofs

نکته‌ی مهم در مثال بالا این است که حتی اگر باب این فرایند را ضبط کرده باشد، نمی‌تواند به کس دیگری ثابت کند که آلیس تفاوت این دو توپ را می‌داند چون که راهی برای اثبات این که سوال و جواب از قبل هماهنگ نشده بوده است ندارد.

این یکی از نیازمندی‌های بی‌دانش بودن اثبات است. اگر در طول فرایند باب برای تصمیم‌گیری در تعویض کردن یا نکردن توپ‌ها از شیر یا خط کردن یک سکه استفاده می‌کرد، دیگر این اثبات بی‌دانش نبود، چرا که باب می‌توانست با ضبط کردن این فرایند به یک شخص ثالث اثبات کند که آلیس تفاوت این دو توپ را می‌داند. برای داشتن شرط بالا یک اثبات بی‌دانش همواره به تعامل از سمت بررسی‌کننده نیاز دارد. اما با ریلکس کردن این شرط و استفاده از یک ورودی غیرقابل پیش‌بینی برای تولید سوال‌های یک اثبات بی‌دانش - مثلاً هش ریشه‌ی یک درخت مرکب - می‌توان اثبات‌های بی‌دانش بدون نیاز به تعامل بررسی‌کننده ساخت.

## ۲.۲.۲ اثبات‌های بی‌دانش بدون تعامل

منظور از اثبات بدون تعامل، اثباتی است که در آن نیازی به فرستادن پیام از سمت بررسی‌کننده به اثبات‌کننده نباشد. با این روش‌ها اثبات‌کننده می‌تواند اثبات را مستقل از بررسی‌کننده بسازد و ارسال کند. در ادامه‌ی این تحقیق اثبات‌های بی‌دانش و بی‌تعامل را **شاهد** می‌نامیم. همچنین دو روش تولید یک شاهد بی‌دانش را بررسی می‌کنیم. این روش‌ها می‌توانند برای خروجی هر محاسبات کامپیوتری شاهد ایجاد کنند.

### اثبات بی‌دانش ZK-SNARK

یکی از پرکاربردترین روش‌های ایجاد شاهد، ZK-SNARK<sup>۱</sup> است. شاهد‌های این روش علاوه بر بی‌دانش بودن ویژگی‌های زیر را دارند:

- مختصر<sup>۲</sup>: تولید و بررسی شاهد از انجام محاسباتی که اثبات می‌شود کوتاه‌تر (معمولاً از مرتبه‌ی زمانی  $(\log N)^2$ ) است.
- بی‌تعامل<sup>۳</sup>: نیازی به پیامی از بررسی‌کننده برای تولید شاهد نیست.

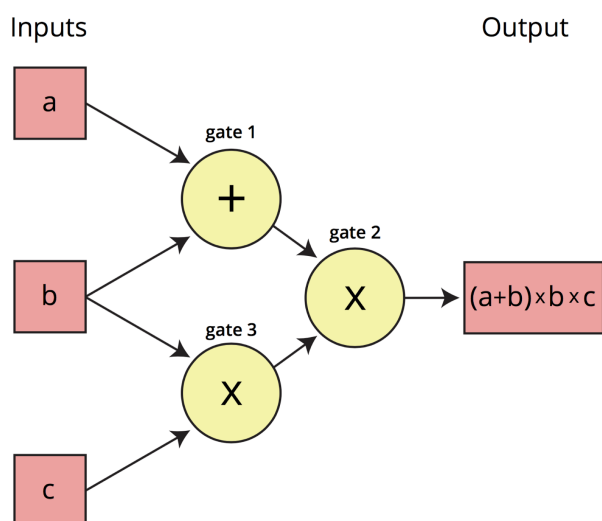
<sup>۱</sup> Zero-Knowledge Succinct Non-Interactive Argument of Knowledge

<sup>۲</sup> Succinct

<sup>۳</sup> Non-Interactive



- ادعای دانش<sup>۱</sup>: اثبات ارائه شده در این روش درست<sup>۲</sup> است و نمی‌توان بدون داشتن اطلاعات آن را در زمان محدود ساخت.



شکل ۲.۲: یک نمونه مدار محاسباتی

برای ساختن یک شاهد به این روش ابتدا محاسبات لازم را به یک مدار محاسباتی ریاضی تبدیل می‌کنیم به طوری که اثبات را به عنوان تعدادی شرط روی این مدار نشان دهیم، سپس به کمک یک elliptic curve مقدار مدار را در چند نقطه‌ی تصادفی به عنوان اثبات ارائه می‌کنیم و با صادق بودن شرطها در این نقاط شاهد را بررسی می‌کنیم.

برای انتخاب یکسان این نقاط تصادفی بین اثبات‌کننده و بررسی‌کننده نیاز به تعدادی نقطه‌ی توافق شده روی elliptic curve داریم که باید قبل از تولید اثبات انتخاب شده باشند. در این فاز آماده‌سازی تعدادی عدد تصادفی برای انتخاب این نقاط تولید می‌شوند که بعد از آن باید بلافاصله پاک شوند. کسی که این اعداد (در واقع نقطه‌ی شروع روی منحنی) را داشته باشد می‌تواند شاهد‌های تقلبی ایجاد کند. برای تولید شاهد واقعی نیازی به دانستن این نقاط نیست. بنابراین بعد از فاز آماده‌سازی این اعداد باید پاک شوند.

<sup>1</sup> Argument of Knowledge

<sup>2</sup> Sound

## اثبات بی‌دانش ZK-STARK

از روش‌های دیگر ایجاد شاهد بی‌دانش روش ZK-STARK<sup>۱</sup> [۲] است. مهم‌ترین وجه تمایز این روش در مقایسه با ZK-SNARK «شفافیت»<sup>۲</sup> است. به این معنی که نیازی به فاز آماده‌سازی ندارد. عدم نیاز به آماده‌سازی و نداشتن زباله‌ی سمی (اطلاعاتی که باید پاک شوند تا امنیت سامانه تامین شود) این روش را برای کاربردهای حساس مناسب‌تر می‌کند اما در ازای این امنیت، حجم شاهد‌ها از چند صد بایت به چند صد هزار بایت تغییر می‌کند.

از مزیت‌های دیگر این روش استفاده نکردن از Elliptic curveها است. نیازهای کم این روش باعث می‌شود که حتی با کامپیوترهای کوانتومی<sup>۳</sup> راهی برای شکستن این اثبات‌ها وجود نداشته باشد. برای ساختن یک شاهد با این روش، برنامه‌ی مورد نظر را تبدیل به یک چندجمله‌ای درجه بالا می‌کنند، سپس از مقادیر خروجی این چندجمله‌ای یک درخت مرکب ساخته می‌شود که خروجی‌های چندجمله‌ای را به ازای ورودی‌های مختلف نشان می‌دهد. سپس بررسی‌کننده چند شاخه از این درخت را به طور تصادفی انتخاب و بررسی می‌کند. برای غیرتعاملی کردن این اثبات می‌توان از هش ریشه‌ی درخت مرکب به عنوان ورودی به تابع شبه‌تصادفی<sup>۴</sup> استفاده می‌شود که مشخص می‌کند خروجی کدام شاخه‌ها باید در شاهد ظاهر شود.

<sup>۱</sup> Zero-Knowledge Scalable Transparent ARguments of Knowledge

<sup>۲</sup> Transparency

<sup>۳</sup> Quantum computers

<sup>۴</sup> Pseudo random

## فصل ۳

### کارهای پیشین

از آن جایی که مهمترین خصوصیت‌های یک سامانه رأی‌گیری مناسب امنیت شمارش آراء و حفظ حریم خصوصی رأی‌دهنده است، این دو موضوع پایه‌های طراحی یک سامانه رأی‌گیری امن خواهند بود. سامانه‌های رأی‌گیری الکترونیک قبل از تکنولوژی زنجیره‌ی قالبی از روش‌های متعددی برای تحقق این هدف استفاده می‌کردند اما تقریباً در تمامی این روش‌ها نیاز به اعتماد به مجری انتخابات وجود دارد.

طراحی زنجیره‌های قالبی همراه به کمک روش‌های توافق خلاقانه باعث ایجاد ارزش‌های دیجیتالی بدون نیاز به یک شخص (بانک) مورد اعتماد شد. در ادامه این ساختار داده‌ی اکیدا افزایشی برای حذف نیاز به اعتماد در کاربردهای دیگر نیز استفاده شده است. زنجیره‌ی قالبی در این تحقیق نیز به عنوانی ابزاری که با ایجاد شفافیت نیاز به اعتماد را کاهش می‌دهند استفاده می‌شود.

شفافیت در انتخابات خود باعث ایجاد مشکلاتی برای امنیت رأی‌دهندگان می‌شود. عدم حفظ حریم خصوصی رأی‌دهنده در یک انتخابات می‌تواند باعث شود رأی‌دهنده نتواند به کاندیدای دلخواهش رأی دهد یا تحت فشار مجبور به رأی‌دادن شود. برای رفع این مسئله از روش‌هایی مانند اثبات‌های بی‌دانش استفاده می‌شود. اثبات‌های بی‌دانش این امکان را ایجاد می‌کنند تا حتی با حفظ حریم خصوصی کاربر، درستی شمارش انتخابات اثبات گردد. در این بخش ابتدا روش‌های مختلف رأی‌گیری الکترونیک را بررسی می‌کنم و روش‌های استفاده شده برای حفظ امنیت و حریم خصوصی را تحلیل می‌کنیم. در ادامه تکنولوژی زنجیره‌ی قالبی را به عنوان ابزاری برای کاهش نیاز به اعتماد و ایجاد شفافیت بررسی می‌کنیم و در نهایت اثبات‌های بی‌دانش را به هدف ناشناس نگه داشتن رأی‌گیری بررسی می‌کنیم.

### ۱.۳ رأی‌گیری الکترونیک

رأی‌گیری الکترونیک را به طور کلی توانیم به دو دسته‌ی رأی‌گیری تماماً الکترونیک و رأی‌گیری به کمک ابزارهای الکترونیکی تقسیم کرد. روش‌های دسته‌ی دوم مبتنی بر رأی‌گیری سنتی هستند و از ابزارهای الکترونیکی صرفاً برای کاهش هزینه و افزایش دسترسی‌پذیری استفاده کنند. از این روش‌ها توان به ابزارهای شمارش رأی خودکار و یا دستگاه‌های ثبت رأی الکترونیک که خروجی آن‌ها یک برگه‌ی رأی کاغذی<sup>۱</sup> است اشاره

<sup>۱</sup> Direct-recording electronic voting systems (DRE)

کرد. در این تحقیق این ابزارها را بررسی ن‌کنیم و منظور از رأی‌گیری الکترونیک، دسته‌ی اول یا رأی‌گیری تماماً الکترونیک است.

سامانه‌های رأی‌گیری الکترونیک را می‌توان به دو دسته‌ی کلی توزیع‌شده و متمرکز تقسیم کرد. سامانه‌های متمرکز نیازمند یک ارتباط امن از رأی‌دهنده تا سرویس مرکزی هستند. همچنین نیازمند اعتماد کامل به همان یک سرویس برای درستی انتخابات است. در سامانه‌های توزیع‌شده تلاش می‌کنند تا این دو مسئله را کمرنگ‌تر کنند.

### ۱.۱.۳ رأی‌گیری الکترونیک متمرکز

در این روش‌ها یک سامانه‌ی مرکزی وجود دارد که تمامی آراء در آن ذخیره می‌شوند. در این روش‌ها حوزه‌های رأی‌گیری می‌توانند وجود داشته باشند اما حوزه‌ها صرفاً وظیفه‌ی احراز هویت و ارائه‌ی درگاه امن برای ثبت رأی در سامانه‌ی مرکزی را دارند. حریم خصوصی کاربران در این سامانه‌ها مبتنی بر استفاده از کانال‌های ارتباطی ناشناس<sup>۱</sup> بین حوزه‌های رأی‌گیری و سامانه‌ی مرکزی است.

اولین تحقیق در رابطه با استفاده از کانال‌های ارتباطی ناشناس برای رأی‌گیری در سال ۱۹۸۵ توسط Chaum [۳] بود، که در آن برای ساخت کانال‌های ارتباطی ناشناس از امضای کورکورانه<sup>۲</sup> [۴] برای ایجاد یک ارز دیجیتال استفاده می‌شد. در امضای کورکورانه، برای حفظ حریم خصوصی تاییدکننده‌ی اطلاعات، رمزشده‌ی اطلاعات را امضا می‌کند، به این صورت از اطلاعات پیام باخبر نمی‌شود. اولین تلاش برای ایجاد یک پروتکل رأی‌گیری الکترونیک با امضای کورکورانه در سال ۱۹۹۲ [۵] بود و در ادامه در سال ۱۹۹۷ [۶] نسخه‌ی کامل‌تری از آن ارائه شد. این روش‌ها مبتنی بر وجود یک شمارنده و یک حوزه هستند، حوزه احراز هویت را انجام می‌دهد و برگه رأی‌های ناشناس صادر می‌کند و سپس از طریق یک کانال ارتباطی ناشناس رأی‌دهنده رأی را به شمارنده می‌دهد. از مشکلات این روش می‌توان به نیاز به اعتماد به حوزه اشاره کرد. حوزه می‌تواند که با ارائه رأی‌های اشتباه بدون توانایی پیگیری، رأی‌گیری را خراب کند، برای حل این مشکل تحقیقاتی [۷] در راستای استفاده از چند حوزه انجام شده است. مشکل بزرگ دیگر این روش‌ها [۸] سختی ناشناس نگه‌داشتن کانال‌های ارتباطی

<sup>۱</sup> Anonymous communication channel

<sup>۲</sup> Blind signature

ناشناس است.

### ۲.۱.۳ رأی‌گیری الکترونیک توزیع‌شده

رأی‌گیری الکترونیک توزیع‌شده را به سه دسته رأی‌گیری‌های بدون زنجیره‌ی قالبی، با زنجیره‌ی قالبی عمومی و با زنجیره‌ی قالبی خصوصی تقسیم می‌کنیم. با توجه به این که در رأی‌گیری احرازهویت یک مسئله‌ی مهم است همه‌ی این سامانه‌ها از زنجیره‌ی قالبی‌های بسته استفاده می‌کنند.

#### رأی‌گیری بدون زنجیره‌ی قالبی

بعضی سامانه‌های طراحی شده برای رأی‌گیری الکترونیک [۹][۱۰][۱۱] از روش‌های تقسیم راز<sup>۱</sup> استفاده می‌کنند. در این روش‌ها فرایند ثبت رأی باید به تایید تعدادی از حوزه‌ها برسد که باعث کاهش نیاز به اعتماد می‌شود. در این روش‌ها می‌توان اثبات کرد که برای ردیابی یک رمز حداقل  $k$  حوزه باید تباری کنند. مشکل بزرگ این روش‌ها عدم وجود یک الگوریتم مقیاس‌پذیر برای تقسیم راز است.

روش دیگری که برای رأی‌گیری توزیع‌شده استفاده شده است، استفاده از بردار بررسی<sup>۲</sup> [۱۲] است. در این روش‌ها بررسی درستی رأی‌ها کاملاً توزیع‌شده است، اما نیاز به ارتباط دو به دوی تمامی رأی‌دهنده‌ها دارد که در یک انتخابات واقعی شدنی نیست. ترکیبی از این روش و تقسیم راز باعث ایجاد پروتکل‌هایی [۱۳][۱۴] شد که با سطح‌بندی حوزه‌ها و تقسیم رأی‌ها و مخلوط کردن آن‌ها از حریم خصوصی حمایت می‌کنند، اما این روش‌ها به حوزه‌ها و رأی‌دهندگان توانایی بررسی درستی برگه رأی‌ها را نمی‌دهد و امکان ایجاد رأی‌های اشتباه و جلوگیری از رأی‌دادن یک فرد خاص را ایجاد می‌کنند.

#### رأی‌گیری با زنجیره‌ی قالبی عمومی

با فراگیر شدن تکنولوژی زنجیره‌ی قالبی [۱۵]، محصولات در زمینه رأی‌گیری الکترونیک به کمک این تکنولوژی ساخته شدند. تعدادی از این سامانه‌های رأی‌گیری در قالب قراردادهای هوشمند<sup>۳</sup> [۱۶] ساخته

<sup>۱</sup> Secret sharing

<sup>۲</sup> Check vector

<sup>۳</sup> Smart contract

شده‌اند که از آن‌ها می‌توان به‌ترتیب<sup>۱</sup> [۱۷] و یا سامانه‌ی ارائه شده توسط E.Yavuz [۱۸] در بستر اتریوم<sup>۲</sup> [۱۹] - که یک ارز دیجیتال و یک بستر قرارداد هوشمند است - اشاره کرد. مزیت این نوع رأی‌گیری‌ها هزینه‌ی اولیه کم برای استفاده از آن‌هاست، اما همچنین خطر اشتباه برنامه‌نویسی [۲۰][۲۱][۲۲] در این سبک کارها بسیار بالاست. همچنین هزینه اجرای قراردادهای هوشمند به تعداد بالا برای یک رأی‌گیری هزینه‌ی بالایی خواهد داشت که در طول زمان باعث افزایش هزینه‌های رأی‌گیری خواهد شد. مسئله‌ی دیگر در بستر اتریوم هم وابستگی سامانه‌ی رأی‌گیری، به پهنای باند نودهای اتریوم و میزان بار روی شبکه‌ی آن است. این موضوع می‌تواند باعث کند شدن یا حتی در مواردی حذف شدن تعدادی از آراء شود.

### رای‌گیری با زنجیره‌ی قالبی خصوصی

از سامانه‌های رأی‌گیری با زنجیره‌ی قالبی خصوصی می‌توان به‌توبوک<sup>۳</sup> [۲۳] توسط شرکت Kaspersky که یک شرکت پیشرو در زمینه‌ی امنیت است اشاره کرد. فلسفه‌ی ساخت این سامانه به‌صورتی است که تلاش می‌کند برای کاربرانی که از روش‌های رأی‌گیری فعلی استفاده می‌کنند کمترین تغییر در رفتار نیاز باشد. برای رأی دادن در به کمک این سامانه رأی‌دهندگان باید برای رأی دادن یک شناسه برای احراز هویت - مانند شماره‌ی کارت ملی - و محل رأی دادن خود را مشخص کنند. در ادامه در محل رأی‌گیری به کمک شناسه‌ی ثبت شده رأی خود را ثبت می‌کنند و یک شماره‌ی رأی برای پیگیری درستی رأی دریافت می‌کنند. هر کسی با داشتن این دو عدد می‌تواند نتیجه‌ی رأی را بررسی کند و از درستی آن آگاه شود.

از مثال‌های دیگر سامانه‌های رأی‌گیری مبتنی بر زنجیره‌ی قالبی می‌توان به استارت‌آپ Follow My Vote اشاره کرد. نحوه‌ی کار این سامانه با‌توبوک تفاوت اساسی دارد و برای رأی دادن احتیاج است که نرم‌افزاری به‌روی کامپیوتر و یا تلفن همراه کاربر نصب شود. این روش طراحی سامانه، خطرات امنیتی در قالب بدافزار ایجاد می‌کند. همچنین با نبود یک حوزه‌ی رأی‌گیری امن راهی برای تامین امنیت رأی‌دهندگان و اطمینان حاصل کردن از این که کسی مجبور به رأی دادن نشده، نیست.

یکی از موفق‌ترین سامانه‌های رأی‌گیری مبتنی بر زنجیره‌ی قالبی موجود در حال حاضر VoteWatcher ساخته

<sup>۱</sup> Votereum

<sup>۲</sup> Ethereum

<sup>۳</sup> VoteBook

شده توسط یک شاخه از شرکت blockchain Technologies Corporation است که یک شرکت بزرگ برای ارائه‌ی سرویس‌های مبتنی بر زنجیره‌ی قالبی است. طبق وبسایت این محصول تاکنون بیش از صدهزار رأی در بیشتر از ۲۰ رأی‌گیری مختلف توسط این سامانه شمارش شده است.

مدل اسفاده‌ی VoteWatcher به روش VoteBook بسیار شبیه است و تفاوت رفتاری زیادی با مدل‌های رأی‌گیری الکترونیک فعلی برای کاربران ندارد. در این محصول طبق نیاز رأی‌گیری می‌توان از یک زنجیره‌ی قالبی عمومی یا خصوصی استفاده کرد.

تلاش‌های دیگری نیز در این حوزه برای افزایش توانایی ردگیری در انتخابات شده است [۲۴] اما به دلیل کندی نسبی، این روش‌های رأی‌گیری نیاز به تقسیم رأی‌گیری به چند رأی‌گیری کوچک‌تر دارند و قابل استفاده در رأی‌گیری‌های واقعی نیستند.

## ۲.۳ اعتماد

همانطور که اشاره کردیم برای ایجاد یک رأی‌گیری خوب تا جای ممکن باید نیاز به وجود شخص معتمد را حذف یا حداقل کم‌رنگ کنیم. ساده‌ترین راه حل برای حذف نیاز به اعتماد ایجاد شفافیت و عمومی ساختن تمامی اطلاعات است؛ در صورتی که همه بتوانند تمامی اطلاعات را بررسی کنند و از درستی آن‌ها اطمینان حاصل کنند، دیگر نیازی به اعتماد کردن به شخص دیگر ندارند.

با استفاده از زنجیره‌ی قالبی می‌توانیم برای بررسی درستی اطلاعات همواره با بررسی بلوک آخر از درستی کل زنجیره اطمینان حاصل کنیم اما با توجه این که چندین نفر می‌توانند به آن بلوک اضافه کنند ممکن است سناریویی پیش بیاید که در آن دو یا چند نسخه‌ی درست از زنجیره‌ی قالبی وجود داشته باشد. برای حل این مسئله باید پروتکلی داشته باشیم که یا اجازه‌ی پیش آمدن این شرایط را ندهد و یا روشی برای حذف تعدادی از آن‌ها ارائه کند و کاری کند که در طول زمان پس از مدتی فقط یک نسخه‌ی درست از زنجیره‌ی قالبی باقی بماند. این پروتکل را روش توافق می‌نامیم.



### ۱.۲.۳ روش توافق

توصیف رسمی این مسئله، مسئله‌ی ژنرال‌های بیزنتین<sup>۱</sup> [۲۵] است. در این مسئله چند ژنرال که می‌توانند یک به یک با هم صحبت کنند، در تلاشند تا به توافق برسند که آیا باید حمله کنند یا نکنند، تعدادی از ژنرال‌ها خائن هستند و در تلاشند که نتیجه‌ی توافق ژنرال‌ها را تغییر دهند. ژنرال‌های خائن می‌توانند با جواب ندادن یا جواب غلط دادن تلاش کنند که نتیجه‌ی توافق را تغییر دهند. در ساده‌ترین حالت و بدون استفاده از امضاهای دیجیتال ثابت می‌شود که برای  $3k + 1$  ژنرال، با رأی‌گیری می‌توان تا  $k$  خائن را تحمل کرد. راه‌حل‌های متعددی برای توافق<sup>۲</sup> در بستر زنجیره‌ی قالبی داده شده که در ادامه به تعدادی از آن‌ها می‌پردازیم.

### توافق در ارزهای دیجیتال

روشی که S.Nakamoto [۲۶] برای رفع این مسئله در بیت‌کوین استفاده کرده است، اثبات کار<sup>۳</sup> نام دارد. این روش که بر پایه‌ی روش استفاده شده در hashcash [۲۷] است. در این روش برای اضافه شدن هر بلوک به زنجیره‌ی قالبی باید یک مسئله‌ی سخت (که نیاز به توان پردازشی بالا دارد) حل شود ولی بررسی درستی جواب ساده است. این روش روش بسیار فراگیری در ارزهای دیجیتال است. از مشکلات این روش می‌توان به توان مصرفی بالا و کندی نسبی آن اشاره کرد. برای مثال حداکثر توان تئوری بیت‌کوین، ۷ تراکنش بر ثانیه است.

### اثبات سهم

در روش اثبات سهم<sup>۴</sup> [۲۸] برای ساخت بلوک‌های جدید باید یک فاکتور مقدار سکه‌های در اختیار ماینتر و سن آن‌هاست. به این صورت که می‌تواند در ازای سن سکه‌های در اختیارش (با زدن به تراکنش به خود) هش ساده‌تری برای بلوک بعدی اعمال کند. مزیت اصلی این روش توان مصرفی پایین‌تر آن به نسبت اثبات کار است. معمولاً در زنجیره‌ی قالبی‌ها در بلوک‌های ابتدایی از روش اثبات کار استفاده می‌شود و بعد از مدتی برای کاهش هزینه‌های اضافه کردن بلوک جدید و مقیاس‌پذیری می‌توان از این روش یا ترکیب این روش‌ها استفاده کرد.

<sup>۱</sup> The Byzantine generals problem

<sup>۲</sup> کار اثبات

<sup>۳</sup> Proof of work

<sup>۴</sup> proof of stake

### روش Ripple Consensus Protocol

در این روش [۲۹][۳۰] تعدادی شخص مورد اعتماد وجود دارند که برای اضافه شدن بلوک به زنجیره‌ی قالبی باید درصدی از آن‌ها درستی تراکنش را تایید کنند. این اشخاص در دسته‌های مختلف قرار می‌گیرند و برای تایید باید یک زیردسته‌ی کامل تراکنش‌ها را تایید کنند. با وجود سرعت نسبتاً بالای این روش - تا ۱۰۰۰ تراکنش در ثانیه - منتقدین آن از نیاز به اشخاص مورد اعتماد می‌گویند. این روش تا  $n/5$  خطا در نودهای مورد اعتماد را می‌تواند تحمل کند.

### روش Stellar Consensus Protocol

روش SCP [۳۱] مبتنی بر ایجاد افراد مورد اعتماد، به صورت طبیعی و خودجوش، در شبکه است. در این روش با افزایش تراکنش‌های درست توسط هر شخصی، آن شخص به عنوان فرد مورد اعتماد شناخته می‌شود و هر تراکنش را باید تعداد افراد مورد اعتماد تایید کنند. این افراد توسط پرداخت‌کننده‌ی تراکنش انتخاب می‌شوند اما دسته‌بندی آن‌ها در شبکه به گونه‌ای است که خطا در تایید تراکنش باعث حذف شدن فرد از لیست افراد مورد اعتماد شود. تفاوت اصلی این روش با Ripple در توانایی انتخاب تاییدکنندگان تراکنش است و فرض‌های اعتماد کمتر این روش باعث می‌شود که تا  $n/3$  خطا در نودهای مورد اطمینان را بتواند تحمل کند.

### روش Aura

یکی از روش‌هایی که معمولاً در زنجیره‌های قالبی خصوصی استفاده می‌شود Aura [۴۳] نام دارد. در این روش یک نود رهبر برای اضافه کردن بلوک‌های جدید انتخاب می‌شود و در طول زمان در دوره‌های مشخصی رهبر تغییر می‌کند. برای انتخاب زمان تغییر از ساعت unix استفاده می‌شود که می‌تواند در اثر همگام<sup>۱</sup> نبودن ساعت نودهای حاضر در شبکه در یک لحظه دو رهبر وجود داشته باشد. این باعث از بین رفتن همخوانی در سامانه می‌شود ولی سامانه همواره در دسترس خواهد بود.

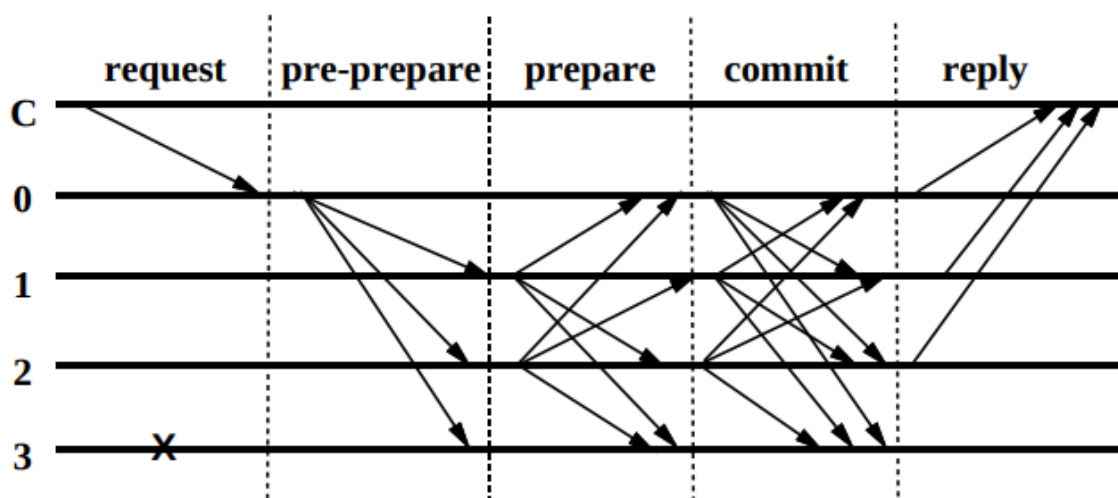
<sup>۱</sup> sync

## روش Clique

از روش‌های پرکاربرد دیگر در زنجیره‌های قالبی خصوصی می‌توان به Clique [۴۴] اشاره کرد. این روش شبیه Aura عمل می‌کند با این تفاوت که برای همگامی نودها به جای استفاده از ساعت، از تعداد بلوک ثبت شده در زنجیره‌ی قالبی استفاده می‌شود، همچنین در این روش، نودهایی غیر از نود رهبر نیز می‌توانند بلوک جدید پیشنهاد کنند. این کار می‌تواند باعث ایجاد شاخه در زنجیره‌ی قالبی شود اما در طول زمان با تغییر رهبر یکی از دو شاخه حذف خواهد شد.

## روش Practical Byzantine Fault Tolerance

در این روش [۴۵] نودهای حاضر در زنجیره‌ی قالبی به ترتیب اولویت چیده می‌شوند و برای ثبت هر بلوک جدید، بلوک آماده‌شده را به رهبر (نودی با بیشترین اولویت) داده می‌شود و نود رهبر آن را به تمامی حوزه‌های دیگر ارسال می‌کند. سپس تمامی نودهای دیگر بعد از تایید نتیجه را برای هم ارسال می‌کنند و در صورت موفقیت آن را ثبت می‌کنند، بعد از تایید نتایج برای نودی ابتدایی ارسال شده و ثبت نهایی می‌شود. همچنین بعد از اضافه شدن هر بلوک حوزه‌ی رهبر تغییر می‌کند و به نفر بعدی در زنجیره‌ی اولویت می‌رسد. همچنین در صورت جواب ندادن حوزه‌ی رهبر در مدت زمان مشخص یا جواب‌های غلط دادن مسئولیت به نفر بعدی منتقل می‌شود.



شکل ۱.۳: روش PBFT

در این روش حداکثر تعداد تعداد نودهایی که باید خطا کار باشند تا بلوک اشتباهی در زنجیره‌ی قالبی ثبت شود برای  $1 + 3f$  نود  $f$  نوداست.

### ۳.۳ اثبات‌های بی‌دانش

اثبات‌های بی‌دانش اولین بار در سال ۱۹۸۵ [۳۲] به عنوان روشی ساخت یک روش رمزنگاری متقارن با کلید عمومی استفاده شد. با پیشرفت تکنولوژی اثبات‌های بی‌دانش، روش‌های جامع اثبات بی‌دانش مانند ZK-SNARK [۱] و ZK-STARK [۲] بوجود آمدند. این روش‌ها توانایی اثبات هر محاسباتی را به صورت بی‌دانش دارند و این موضوع باعث استفاده‌ی آن‌ها در کاربردهای بیشتری شد.

با توجه به این که ZK-SNARK، به طور خاص خاص پروتکل پینوکیو<sup>۱</sup>، فراگیرترین روش برای ایجاد اثبات‌های بی‌دانش است. تحقیقات زیادی در مورد فاز آماده‌سازی و ایجاد پارامترهای عمومی این مدل انجام شده است. همانطور که قبلاً اشاره کردیم ورودی‌های این فاز اگر پس از استفاده‌ی اولیه پاک نشوند می‌توانند برای ایجاد اثبات‌های تقلبی استفاده شوند.

از این تحقیق‌ها می‌توان به روش‌هایی [۳۳][۳۴] که تلاش در کاهش نیاز به اعتماد در این فاز می‌کنند اشاره کرد. این روش‌ها باعث می‌شوند که برای لو رفت اطلاعات خطرناک احتیاج به تبانی تمامی اعضای موجود در فاز آماده‌سازی باشد.

از دیگر کارهای در این زمینه می‌توان به تلاش‌هایی برای حذف فاز آماده‌سازی به طور کلی اشاره کرد. این روش با تغییر اساسی در پروتکل و استفاده از چندجمله‌ای‌ها [۳۵] مرحله‌ی آماده‌سازی را حذف می‌کند

#### پروتکل‌های مبتنی بر اثبات بی‌دانش

از این تحقیقات می‌توان به بستر HAWK [۳۶] اشاره کرد. در این تحقیق به کمک یک تعریف کلی از زنجیره‌ی قالبی به عنوان سامانه که همواره در دسترس است و هیچ اطلاعات اشتباهی نمی‌پذیرد اما حریم خصوصی را حفظ نمی‌کند یک بستر قرارداد هوشمند ساخته شده است که در آن به ازای کد قرارداد هوشمند، یک کد برای حفظ حریم خصوصی به کمک اثبات‌های بی‌دانش ساخته می‌شود. روش کار این سامانه، مبتنی بر ایجاد آدرس‌های

<sup>۱</sup> Pinocchio

مقصد یکتا به ازای هر تراکنش است.

مونرو<sup>۱</sup> که یک ارز دیجیتال است که بر اساس الگوریتم Cryptonote [۳۷] کار می‌کند، به مانند HAWK با یکتا سازی آدرس‌های مقصد و امضای حلقه‌ای<sup>۲</sup> کار می‌کند. در ادامه این ارز دیجیتال با همین روش مدلی [۳۸] برای مخفی کردن پرداخت‌کننده‌ی سکه نیز ارائه کرد.

از کارهای دیگر در این زمینه می‌توان به zerocoin [۳۹] که روش پرداخت ناشناس بر بستر بیت‌کوین به کمک ZK-SNARK ارائه کرد اشاره کرد. روش استفاده شده در آن با بهبود در ارز دیجیتال z-cash [۴۰] استفاده شد. این ارز دیجیتال دو مدل سکه‌ی قابل ردگیری و غیرقابل ردگیری دارد و هر کسی می‌تواند طی یک تراکنش سکه‌های خود را به سکه‌های ناشناس تبدیل کند.

---

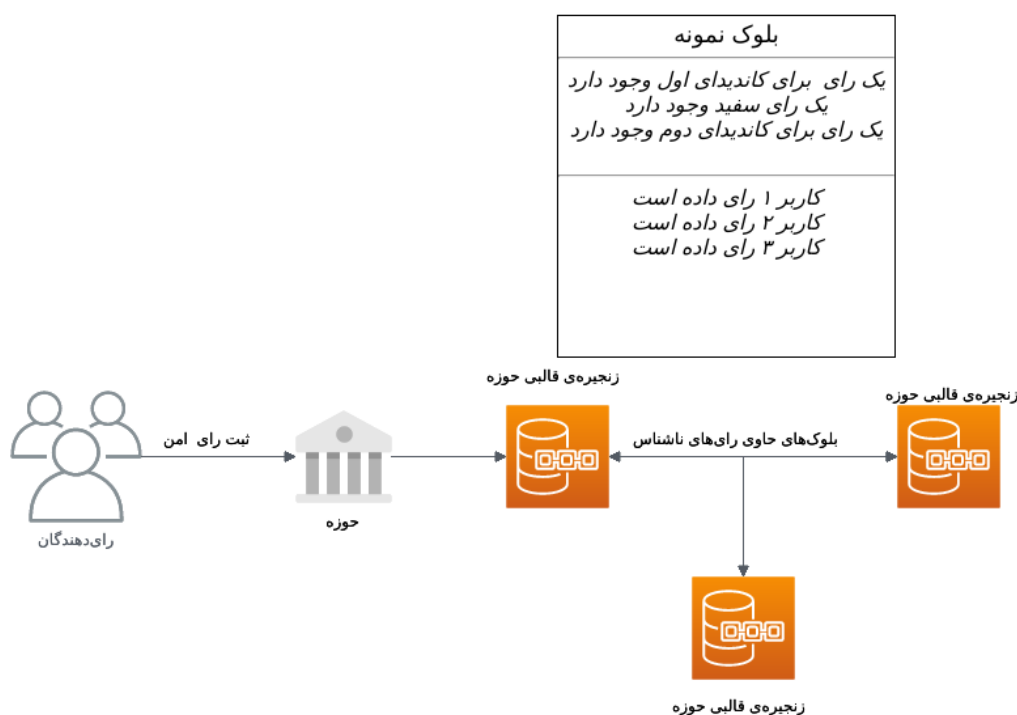
<sup>۱</sup> Monero

<sup>۲</sup> Ring Signature

## فصل ۴

### روش پیشنهادی

در این بخش یک روش برای رأی‌گیری الکترونیک توزیع‌شده و مبتنی بر زنجیره‌ی قالبی ارائه می‌شود. در این روش برخلاف تلاش‌های مشابه برای ایجاد روش‌های رأی‌گیری امن، ناشناسی آراء به صورت کامل حفظ می‌شود. برای حل این مسئله به دو پروتکل امن نیاز داریم: یکی بین کاربر و حوزه‌ی رأی‌گیری و دیگری برای به اشتراک‌گذاری اطلاعات بین حوزه‌ها. شکل ۱.۴ شمای منطقی سامانه را نشان می‌دهد، دو پروتکل ارائه شده با استفاده از زنجیره‌ی قالبی، نیاز به یک شخص مورد اعتماد را در رأی‌گیری حذف می‌کنند.



شکل ۱.۴: شمای منطقی سامانه

روش پیشنهادی ما سه هدف کلی دارد: ۱- هر رأی‌دهنده از شمارش درست رأی خود اطمینان حاصل کند ۲- ناشناسی آراء حفظ شود ۳- هر خطا در فرایند رأی‌گیری قابل تشخیص باشد. برای رسیدن به این اهداف باید فرایند به گونه‌ای طراحی شود که هیچ فردی معتمد فرض نشود. برای این کار ابتدا شرایط و مفروضات مسئله را به طور دقیق‌تر بررسی می‌شود، در ادامه روش رأی‌گیری را به صورت کلی و بدون در نظر گرفتن توزیع‌شده بودن سامانه ارائه می‌شود و در نهایت از یک روش توافق مناسب برای امنیت پروتکل در حالت توزیع‌شده را فراهم می‌شود.

## ۱.۴ تعریف نقش‌ها

در این بخش نقش‌های حاضر در روش رأی‌گیری و انتظارات خود از آن‌ها را تعریف می‌کنیم:

- **ناظر انتخابات:** این سازمان مسئول بررسی صحت انتخابات و احراز هویت شرکت‌کنندگان در انتخابات است. به این سازمان فقط در حوزه‌ی احراز هویت اعتماد می‌شود. همچنین این سازمان بررسی‌کننده‌ی نهایی درست بودن انتخابات است و باید بتواند از آن اطمینان حاصل کند.
- **رأی‌دهنده:** فردی که حق رأی به یک کاندیدا را دارد، این فرد اختیار استفاده کردن یا نکردن از رأی خورا داشته و می‌تواند تلاش کند که چند بار رأی دهد. باید بتواند از درستی انتخابات اطمینان حاصل کند زیرا ممکن است توسط یک رقیب بدخواه برای رأی‌دادن تحت فشار قرار بگیرد.
- **حوزه‌ی انتخابات:** محلی که در آن رأی داده می‌شود، باید به گونه‌ای باشد که امنیت فیزیکی افراد را تامین کند. در عین حال ممکن است برای خراب کردن انتخابات یا نقض حریم خصوصی کاربران تلاش کند.

## ۲.۴ شرایط مسئله‌ی رأی‌گیری الکترونیک

شروط لازم برای روش رأی‌گیری ارائه شده عبارت‌اند از:

۱. هر فرد واجد شرایط دقیقاً یک بار بتواند رأی دهد.
۲. هیچ‌کسی نتواند به جای فرد دیگری رأی دهد.
۳. هیچ فردی مجبور به رأی دادن نشود.
۴. هیچ فردی مجبور به رأی دادن به کاندیدای خاصی نشود.
۵. در صورت نقض حریم خصوصی و یا شمرده نشدن بعضی رأی‌ها ناظر انتخابات بتواند حوزه‌ی متخلف را شناسایی کند. حوزه‌ها به دلیل در اختیار داشتن سامانه‌های کامپیوتری رأی‌گیری همواره می‌توانند با روش‌های phishing و یا استفاده از بدافزارها حریم خصوصی کاربر را نقض کنند یا رأی او را ثبت نکنند.



لذا از آنجا که قابل پیگیری بودن تخلفات حوزه‌ها یکی از مهم‌ترین شرایط یک انتخابات درست است، در صورت خطای حوزه، حوزه‌ی خطاکار باید مشخص شود.

۶. هر رأی‌دهنده بتواند به کمک ابزارهای رمزنگاری اطمینان حاصل کند که رأی او شمرده شده است. این شرط به این معنی است که هر کاربری که دانش کافی داشته باشد باید بتواند از درستی انتخابات - بدون نیاز به اعتماد به حوزه یا حتی ناظر انتخابات - اطمینان حاصل کند.

۷. رأی‌دهنده نیازی به دانش یا توانایی خاصی برای رأی‌دادن نداشته باشد. این نیازمندی برای حفظ دسترس‌پذیری انتخابات لازم است.

۸. سامانه رأی‌گیری نسبت به روش‌های فعلی رأی‌گیری از دید کاربر تفاوت چندانی نداشته باشد. هر تغییر اساسی از نگاه رأی‌دهنده باعث سختی نسبی انتخابات خواهد شد و هزینه‌ی استفاده از این روش انتخاباتی را به شدت افزایش خواهد داد.

۹. بتوان نتایج انتخابات را در بازه‌های زمانی معین دید. هر سامانه‌ی انتخاباتی که نتایج را به صورت لحظه‌ای نشان دهد همواره در خطر حمله‌های مبتنی بر زمان در رابطه با حریم خصوصی رأی‌دهندگان خواهد بود، به همین منظور نتایج انتخابات را می‌توان در بازه‌های زمانی که حریم خصوصی را به خطر نیندازد نشان داد.

۱۰. بتوان از شمرده شدن تمامی آراء بعد از انتخابات اطمینان حاصل کرد. به دلیل الزام مخفی نگه‌داشتن زمان حدودی ارسال هر رأی، نتایج نهایی انتخابات تنها بعد از اتمام رأی‌گیری قابل اتکاست.

### ۳.۴ مفروضات مسئله

مسئله‌ی شناسایی یک مسئله‌ی مهم در هر انتخابات است، با توجه به این که افراد واجد شرایط بسته به هر انتخابات تغییر می‌کنند در این مسئله فرض می‌کنیم که هر رأی‌دهنده یک جفت کلید خصوصی و عمومی دارد که قبل از فرایند انتخابات توسط ناظر انتخابات تایید شده است.

وظیفه‌ی حفظ امنیت کلید عمومی و خصوصی هر کاربر به عهده‌ی خود کاربر خواهد بود چرا که نشانگر هویت کاربر در سامانه کلید عمومی او خواهد بود. هر چند که برای رأی دادن در حوزه اطلاعات شناسایی کاربر با کلید عمومی او تطابق داده خواهد شد.

هر رأی‌دهنده برای ثبت رأی نیاز به یک دستگاه هوشمند دارد، از آن جایی که این دستگاه صرفاً برای امضای کورکورانه استفاده می‌شود برای دسترس‌پذیری بالاتر می‌توان این دستگاه را در حوزه ارائه کرد تا رأی‌دهندگان تنها کلید خصوصی خود را در آن وارد کنند. انجام این کار نیاز اعتماد به حوزه را بالاتر می‌برد چرا که رأی‌دهنده راهی برای اطمینان حاصل کردن از این که دستگاه برنامه‌ی درستی را اجرا می‌کند ندارد.

هر حوزه یک جفت کلید عمومی و خصوصی دارد که برای امضا کردن بلوک‌های زنجیره‌ی قالبی استفاده می‌شود، همه‌ی حوزه‌ها و ناظر انتخابات قبل از رأی‌گیری از طریق یک کانال امن کلیدهای عمومی خود را به اشتراک می‌گذارند در نتیجه هر حوزه و ناظر انتخابات کلید عمومی تمامی حوزه‌ها را می‌شناسد.

## ۴.۴ پروتکل ثبت رأی

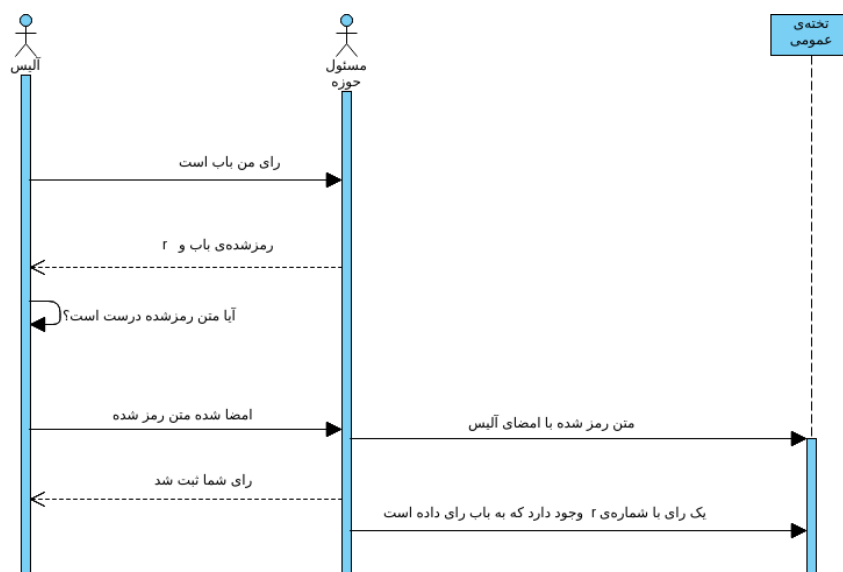
### ۱.۴.۴ مثال شهودی

برای به دست آوردن دید کلی در راه حل ابتدا یک مثال شهودی از یک مدل رأی‌گیری متمرکز را بررسی می‌کنیم، سپس در ادامه از این روش برای ایجاد سامانه‌ی توزیع‌شده و الکترونیک خود استفاده می‌کنیم. به طور کلی این روش مانند شکل ۲.۴ عمل می‌کند.

فرض می‌کنیم در یک رأی‌گیری به ازای هر رأی‌دهنده یک کاغذ نام رأی‌دهنده، یک برگه‌ی رأی و همچنین یک صندوق به ازای هر کاندیدا وجود دارد و همه‌ی این اطلاعات در معرض دید عموم هستند.

آلیس برای رأی دادن یکی از کاندیداها را انتخاب می‌کند، مسئول حوزه یک کاغذ رمز شده که در آن یک شماره‌ی تصادفی  $r$  و کاندیدای موردنظر آلیس، باب، نوشته شده را به آلیس می‌دهد تا امضا کند، آلیس پس از اطمینان حاصل کردن از درستی ثبت کاندیدا (ولی بدون فهمیدن  $r$ ) آن را امضا می‌کند. ثبت مسئول حوزه این عبارت رمز شده و برگه‌ی رأی مربوط به آلیس را به تخته می‌چسباند. این فرایند را ثبت رأی می‌نامیم.

در ادامه پس از مدتی مسئول حوزه تخته مراجعه می‌کند و شاهی بر تخته ثبت می‌کند که ثابت می‌کند او کلید



شکل ۲.۴: شمای شهودی

رمزی می‌داند که یکی از کاغذهای روی تخته را باز می‌کند که نتیجه‌ی آن  $r$  و باب است. سپس یکی از رأی‌های روی تخته را برمی‌دارد و به صندوق باب می‌اندازد. این فرایند را شمارش رأی می‌نامیم. از آن جایی که شاهد ارائه شده یک شاهد بی‌دانش خواهد بود هیچ راهی برای فهمیدن این موضع که شاهد برای رأی آلیس ساخته شده وجود ندارد. حتی خود آلیس چون عدد  $r$  را به صورت رمز شده دریافت کرده است، نمی‌تواند شاهد مربوط به خود را پیدا کند. پس می‌دانیم که حریم خصوصی آلیس حفظ شده است. شاهد آلیس در تخته ثبت شده و دیگر نمی‌توان اثباتی ارائه کرد که رأی آلیس را دو بار بشمرند، چرا که عدد  $r$  آن تکراری خواهد بود.

چون پلیس یا نظران انتخابات امنیت فیزیکی رأی‌دهنده در محل رأی‌گیری را تضمین می‌کنند، راهی برای مجبور کردن آلیس به رأی دادن به کاندیدای خاصی نخواهد بود و با اضافه کردن صندوق رأی ممتنع می‌توانیم اطمینان حاصل کنیم که کسی آلیس را مجبور به رأی دادن نیز نکرده است.

تنها مسئله‌ای که به ظاهر حل نشده، این است که آلیس چون یک عبارت رمز شده دریافت کرده نمی‌تواند از درست شمردن رأی خود مطمئن شود، برای حل این مسئله از امضای کورکورانه استفاده کرده‌ایم. این روش به آلیس اجازه می‌دهد که بدون فهمیدن  $r$  مطمئن شود که داخل متن رمز شده باب نوشته شده است. در انتهای این فرایند تعداد رأی موجود در صندوق باب، تعداد رأی‌های او خواهد بود.

لازم به ذکر است که در پیاده‌سازی واقعی تخته را با یک زنجیره‌ی قالبی مدل می‌کنیم و مسئول حوزه برنامه‌ی در حال اجرا در حوزه خواهد بود. همچنین صندوق و برگه‌های رأی نیز به طور شفاف به عنوان حساب‌هایی در زنجیره‌ی قالبی محسوب می‌شوند.

## ۲.۴.۴ فرایند رأی‌گیری از نگاه کاربر

یکی از مهم‌ترین جنبه‌های طراحی یک سامانه‌ی رأی‌گیری تأثیر آن بر رأی‌دهنده است چرا که در انتخابات‌های بزرگ هزینه‌ی تغییر رفتار رأی‌دهندگان یا سخت‌تر شدن فرایند رأی‌گیری به هر نحوی می‌تواند باعث کاهش شرکت رأی‌دهندگان و افزایش هزینه‌ی تغییر رأی‌گیری شود.

در بعضی روش‌های رأی‌گیری مانند «رأیم را دنبال کن»<sup>۱</sup> کاربر رأی‌دهنده به دسترسی اینترنت نیاز دارد و یا در بعضی روش‌های روش «وت‌بوک»<sup>۲</sup> کاربر باید محل رأی‌دادن خود را پیش از انتخابات تعیین کند. این تغییرات در انتخابات‌هایی با مقیاس بزرگ قابل قبول نیستند. در روش ما کاربر جدا از مرحله‌ی شناسایی اولیه که می‌تواند یک بار به ازای چندین انتخابات انجام شود نیازمند تغییری در رفتار خود نیست.

برای تشریح فرایند رأی‌دادن کاربر، آن را به دو بخش قبل از رأی‌گیری و در حوزه‌ی رأی‌گیری تقسیم می‌کنیم.

### قبل از رأی‌گیری

قبل از رأی‌گیری هر فرد واجد شرایط باید از یک روش امن از ناظر انتخابات یک جفت کلید عمومی و خصوصی دریافت کند و یا کلید عمومی خود را در سامانه‌ی مربوط ثبت کند. این کلید می‌تواند در قالب یک فایل بر روی یک دستگاه هوشمند - مثلاً تلفن همراه یا حتی یک کارت هوشمند - باشد. این مرحله می‌تواند در هر انتخابات تکرار شود یا یک فرایند ابتدایی باشد و برای انتخابات‌های بعدی نیز استفاده شود.

### در حوزه‌ی رأی‌گیری

در حوزه‌ی رأی‌گیری رأی‌دهنده پس از ورود کارت شناسایی و کلید عمومی خود را ارائه می‌کند، در صورت تایید اطلاعات، کاربر با دستگاه هوشمند خود به سامانه حوزه متصل می‌شود، رأی خود را از بین کاندیداهای

<sup>۱</sup> Follow my vote

<sup>۲</sup> Votebook

ممکن و یا ممتنع وارد کرده و پیام تایید را دریافت می کند.

### ۳.۴.۴ فرایند رأی گیری از دید حوزه

در این بخش فرایند رأی گیری را از نگاه حوزه بررسی می کنیم اما صرفاً منطق پروتکل را مورد بررسی قرار می دهیم و جزئیات زنجیره ی قالبی و عملیات توزیع شده نمی پردازیم. برای ثبت رأی یک نفر در ابتدا آن فرد با کارت شناسایی احراز هویت شده و از طریق ارتباط با ناظر انتخابات درستی کلید عمومی آن فرد بررسی می شود. در مرحله ی بعدی با ارائه ی کلید خصوصی کاربر یک تراکنش ثبت با نتیجه ی مورد نظر ایجاد می کند و تراکنش ثبت توسط دستگاه هوشمند کاربر کوکورانۀ امضا می شود. در این مرحله تراکنش شمارش نیز ایجاد شده و با تاخیر زمانی در زنجیره ی قالبی ذخیره می شود.

#### تراکنش ها

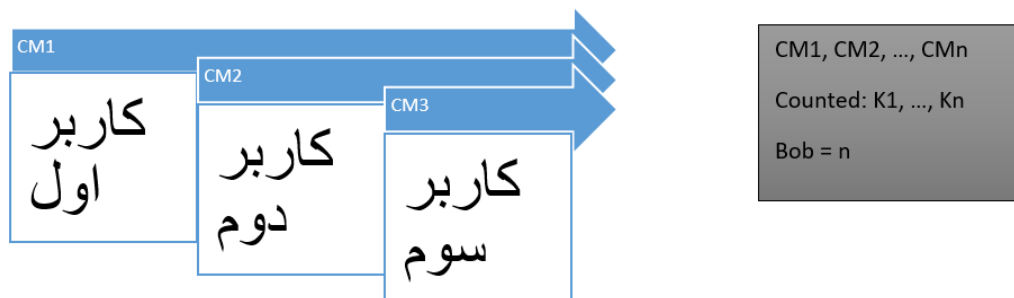
در این بخش تراکنش های ثبت و شمارش را تعریف می کنیم: در تراکنش ثبت، یک رأی از یک کلید عمومی به دسته ی رأی های منتظر شمارش منتقل می شود. هر تراکنش ثبت شامل یک رأی و یک رشته ی<sup>۱</sup> رمز شده است که حاوی یک عدد تصادفی  $r$  و حساب مقصد  $d$  بوده و با کلید تصادفی  $k$  رمز شده است. این عبارت رمز شده را  $CM$  می نامیم. سپس  $CM$  (نه خود  $r$ ) در زنجیره ی قالبی به همراه رأی ثبت می شود<sup>۲</sup>.

$$CM = enc_k(r, d) \quad (۱.۴)$$

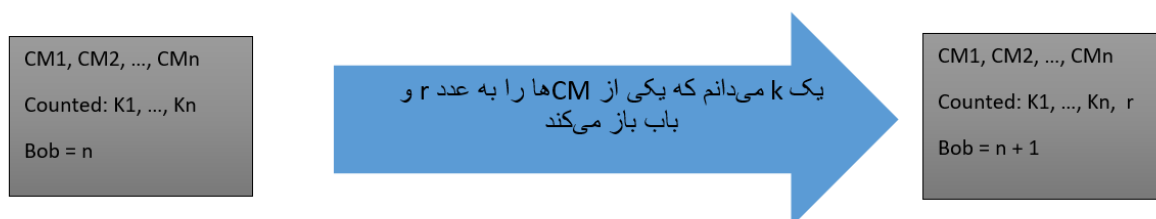
تراکنش دیگر تراکنش شمارش است که در آن شاهده ی برای شمارش رأی ارائه می شود. برای این تراکنش رأی دهنده اثباتی بی دانش برای دو موضوع ارائه می کند: یک  $C$  می شناسد به طوری که  $C \in C_1, C_2, \dots, C_n$  و یک رشته ای  $r$  می داند که  $C$  را به  $r$  و  $d$  باز می کند. در نتیجه ی این اثبات یکی از رأی های ثبت شده به  $d$  منتقل می شود.

<sup>۱</sup> string

<sup>۲</sup> لازم به ذکر است که  $CM$  بعد از امضا شدن با کلید خصوصی کاربر در زنجیره ی قالبی ذخیره می شود.



شکل ۳.۴: تراکنش ثبت



شکل ۴.۴: تراکنش شمارش

برای تحلیل امنیت این روش یک بلوک را تصور می‌کنیم که دارای  $n$  تراکنش ثبت و به همین تعداد تراکنش شمارش است و می‌خواهیم از درستی شمارش آگاه شویم. هر تراکنش شمارش یک شاهد بی‌دانش ثبت کرده است که نشان می‌دهد در آن بلوک یک  $C_i$  وجود دارد که شماره‌ی آن  $r_i$  است. با توجه به این که هر کسی می‌تواند شاهد‌ها را بررسی کند می‌دانیم که هر شاهد ثبت شده درست است. چون رأی‌ها در تراکنش ثبت، رمز شده نگهداری می‌شوند برای یافتن رأی‌دهنده‌ی هر شاهد راهی وجود ندارد و چون  $r$  یکتاست، هیچ رأی دوبار شمرده نخواهد شد.

### فرایند ثبت رأی کاربر

در این بخش پروتکل ثبت رأی حوزه را به طور دقیق بررسی می‌کنیم.

۱. کاربر گزینه‌ی مورد نظر خود را انتخاب می‌کند، حوزه به تعداد  $n$  تا  $CM$  می‌سازد که رأی کاربر به کاندیدای

مورد نظر را نشان می‌دهند، هر کدام را با یک کلید تصادفی رمز می‌کند و برای تایید به کاربر می‌دهد.

۲. یکی از عبارات رمز شده به طور تصادفی توسط کاربر  $CM_c$  انتخاب می‌شود و به حوزه اعلام می‌شود.

۳. حوزه کلید مربوط به تمامی  $CM$  های دیگر را به کاربر ارائه می کند.

۴. دستگاه هوشمند کاربر همه ی  $CM$  ها را باز کرده و ثبت رأی ها به نام کاندیدای مورد نظر را بررسی می کند. با این روش کاربر با احتمال  $\frac{n-1}{n}$  از درستی رأی در  $CM_c$  مطمئن می شود. سپس  $CM_c$  را با کلید خصوصی خود امضا می کند و به حوزه می دهد. در نتیجه امکان فهمیدن عدد تصادفی در  $CM_c$ ، که آن را  $r$  می نامیم، برای او وجود نخواهد داشت. پاسخ کاربر به شکل ۲.۴ خواهد بود.

$$SignedCM = sign_{Priv_{user}}(CM) \quad (2.4)$$

۵. حوزه  $CM_c$  را به همراه رأی موجود در حساب کاربر به عنوان یک تراکنش ثبت در زنجیره ی قالبی ذخیره می کند. در صورتی که رأی کاربر قبلاً ثبت شده باشد در این مرحله خطا رخ می دهد و رأی ثبت نمی شود.

۶. حوزه یک شاهد برای شمارش رأی کاربر می سازد و هر دوی این تراکنش ها در بلوک بعدی زنجیره ی قالبی ذخیره می شوند.

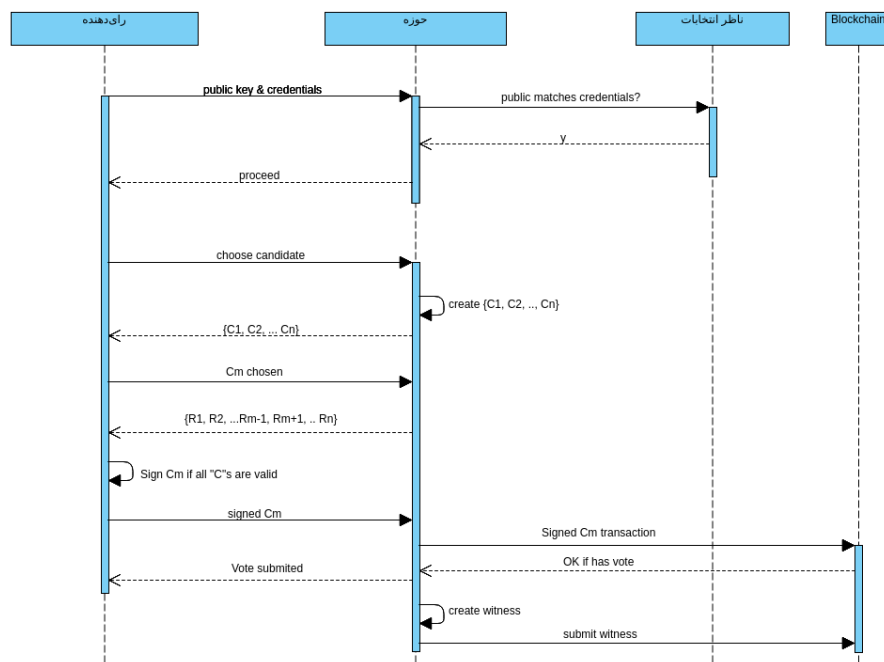
شکل ۵.۴ این توالی فرایند را نشان می دهد.

### احتمال درستی ثبت رأی

برای اطمینان از درستی ثبت رأی سناریویی را بررسی می کنیم که یک حوزه ی خطا کار قصد دارد رأی یک کاربر را تغییر دهد. می دانیم در فرایند ثبت رأی، حوزه  $n$  عدد  $CM$  با شماره سریال های متفاوت تولید می کند. با توجه به این که حوزه باید کلید همه ی  $CM$  ها به جز یکی را به کاربر ارائه کند اگر بیش از یکی از پیام ها اشتباه باشد کاربر قطعاً متوجه می شود. پس تنها راه ممکن برای حوزه ی خطا کار این است که فقط  $CM$  اشتباه بسازد و همراه  $n - 1$  عدد  $CM$  درست به کاربر ارائه کند که در این شرایط احتمال انتخاب شدن  $CM$  اشتباه  $\frac{n-1}{n}$  خواهد بود.

### ناشناس بودن رأی گیری

یکی از اهداف اصلی طراحی این پرتوکل حفظ حریم شخصی کاربر، حتی در شرایطی که تمامی اطلاعات او لو رفته باشد، بوده است. این مسئله معادل این است که باب که در رأی گیری شرکت کرده بخواهد اثبات کند



شکل ۵.۴: فرایند ثبت رأی در حوزه

به یک کاندیدای خاص،  $T$ ، رأی داده است. اطلاعاتی که باب برای این کار دارد کلید خصوصی خود و تمامی اطلاعات موجود روی زنجیره‌ی قالبی است.

می‌دانیم که اطلاعات مربوط موجود در زنجیره‌ی قالبی در قالب تراکنش‌های ثبت به شکل زیر است.

$$S = Randomserialnumber$$

$$D = Chosencandidate$$

(۳.۴)

$$r = Randomkey$$

$$CommitTransaction = sign_{Priv_{user}}(enc_r(S, D))$$

و تراکنش‌های شمارش یک اثبات بی‌دانش است که بدون آشکار کردن  $r$ ، عبارت زیر را اثبات می‌کند.

$$\exists CM \in \{CM_1, CM_2, \dots, CM_n\} \mid dec_r(CM) = (S, D) \quad (۴.۴)$$

باب برای این کار از دو روش می‌تواند استفاده کند، یا باید بتواند اثبات کند که در تراکنش ثبت او  $T$  ثبت شده

است و یا به روشی تراکنش شمارش مربوط به رأی خود را پیدا کند. ابتدا روش اول را بررسی می‌کنیم: با توجه به



این که تراکنش ثبت مربوط به باب با کلید خصوصی او امضا شده است، پیدا کردن آن ساده به نظر می‌رسد. اما با توجه به این که این تراکنش را کورکورانه امضا کرده کلید مربوط  $CM_{bob}$  (یعنی  $r$ ) را ندارد. بهترین شانس باب حمله‌ی با دانستن متن<sup>۱</sup> است چرا که می‌داند در متن باید عبارت  $T$  نوشته شده باشد ولی با توجه کوتاه بودن عبارت رمز شده پیدا کردن کلید این روش نیز غیرممکن است.

روش دوم پیدا کردن تراکنش شمارش مربوط به رأی باب است. برای این کار به شماره سریال مربوط به تراکنش ثبت نیاز دارد که تنها در تراکنش ثبت به صورت رمز شده ذخیره شده پس این روش نیز نیازمند حل روش اول است و قابل اجرا نیست.

### تداخل شماره سریال

یک نکته‌ی مهم در این فرایند عدم تداخل شماره سریال‌های استفاده شده در تراکنش‌های ثبت و شمارش است. یک حمله از سمت حوزه‌ی خطا کار می‌تواند این باشد که به هدف ثبت نکردن رأی یک رأی‌دهنده‌ی خاص در تراکنش ثبت کاربر از یک شماره سریال استفاده کند که قبلاً در زنجیره‌ی قالبی ذخیره شده باشد. در این صورت تراکنش ثبت به درستی ذخیره می‌شود اما تراکنش شمارش به دلیل تداخل شماره رد می‌شود و نمی‌توان آن رأی خاص را شمارش کرد.

برای جلوگیری از این رخ دادن این مشکل هر حوزه باید لیستی از شماره سریال‌هایی که قبلاً در زنجیره‌ی قالبی ذخیره شده نگه دارد و از آن‌ها استفاده‌ی مجدد نکند. در صورتی که یک حوزه عمداً تلاش کند تا چنین ایرادی در زنجیره‌ی قالبی ایجاد کند بلوک پیشنهادی خراب توسط حوزه‌های دیگر رد می‌شود و در زنجیره‌ی قالبی ذخیره نمی‌شود. برای جلوگیری از تداخل شماره سریال بین دو حوزه نیز کل عددهای سریال ممکن را بین حوزه‌ها افراز می‌کنیم تا احتمال تداخل تصادفی حتی بین چند حوزه ممکن نباشد.

## ۵.۴ فرایندهای توزیع شده

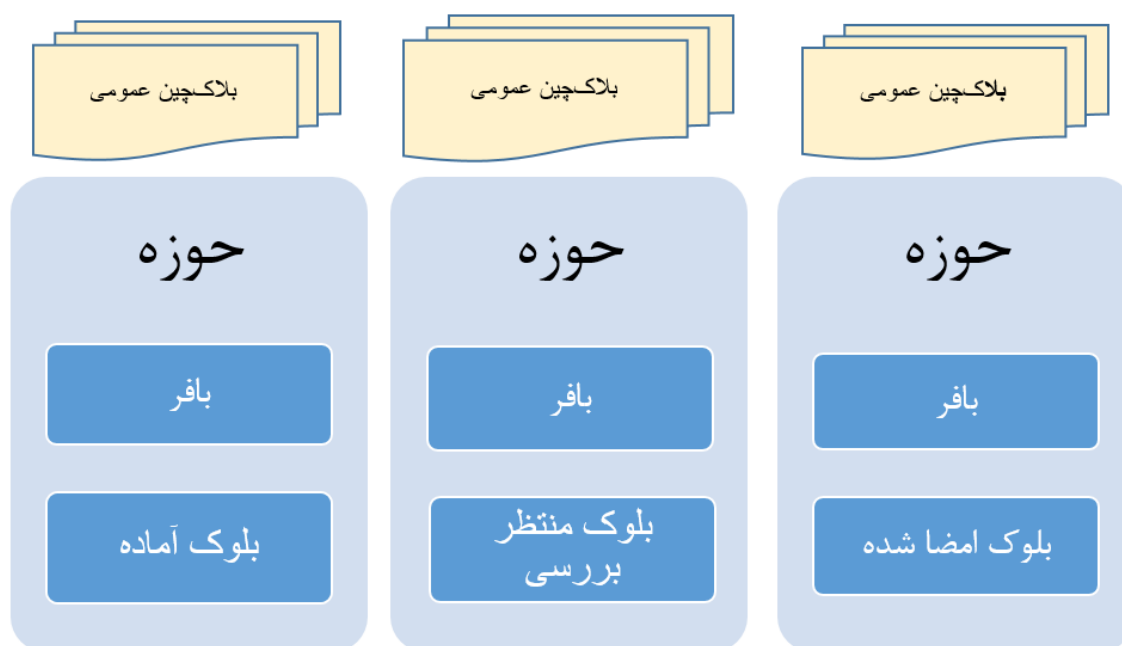
در بخش‌های قبل یک پروتکل ثبت رأی را ارائه کردیم. در این قسمت قصد داریم آن را به صورت توزیع شده در تعدادی حوزه، بدون ایجاد خطری در ثبت رأی اجرا کنیم. در ادامه شمای کلی سامانه و روش اضافه کردن بلوک

<sup>۱</sup> Known-plaintext attack

به زنجیره‌ی قالبی را نشان داده و در نهایت به نحوه‌ی استفاده از اثبات‌های بی‌دانش در یک محیط توزیع شده می‌پردازیم.

#### ۱.۵.۴ شمای کلی

به طور کلی سامانه از تعدادی حوزه تشکیل می‌شود که روی یک زنجیره‌ی قالبی توافق می‌کنند. همچنین هر حوزه ممکن است بلوکی آماده‌شده و در انتظار تایید از بقیه‌ی حوزه‌ها داشته باشد، یا این که بلوکی از حوزه‌ی دیگری گرفته باشد که باید بررسی و امضا کند، شکل ۶.۴ شمای کلی درشت‌دانه‌ی سامانه را نشان می‌دهد. بلوک ابتدایی این زنجیره‌ی قالبی به ازای هر فرد واجد شرایط یک کلید عمومی و یک رأی دارد. همچنین یک آدرس خروجی به ازای هر کاندیدا وجود دارد؛ بدین صورت که تعداد رأی‌هایی که به آن آدرس فرستاده شده باشند رأی‌های آن کاندیدا است.



شکل ۶.۴: شمای منطقی سامانه

## ۲.۵.۴ اضافه شدن بلوک

می‌دانیم که در هر بلوک ثبت‌شده در زنجیره‌ی قالبی تعدادی از دو مدل تراکنش‌های ثبت و شمارش داریم، همچنین هش بلوک قبلی را نیز برای اطمینان از تغییر نکردن بلوک‌های قبلی نگه می‌داریم. هر حوزه تراکنش‌های ثبت و شمارش خود را دی یک بافر<sup>۱</sup> یا «بلوک پیشنهادی» ثبت و به صورت دوره‌ای برای بررسی و تایید به بقیه‌ی حوزه‌ها ارسال می‌کند.

## ۳.۵.۴ بررسی بلوک

هر بلوکی که برای اضافه شدن به زنجیره‌ی قالبی به دست یک حوزه می‌رسد برای درستی بررسی می‌شود. ابتدا باید تک‌تک تراکنش‌های ثبت موجود در بلوک توسط رأی‌دهنده‌ای که در بلوک‌های قبلی رأی نداده امضا شده باشند. با این بررسی ساده تا زمانی که همه‌ی حوزه‌ها روی یک نسخه از زنجیره‌ی قالبی توافق داشته باشند، هیچ فردی نمی‌تواند دو بار رأی دهد. همچنین تراکنش‌های شمارش از چند جنبه بررسی می‌شوند:

۱. اول درستی اثبات بی‌دانش بررسی می‌شود که شاهد اشتباهی در بلوک وجود نداشته باشد. بروز خطا در این مرحله به این معنی است که بلوک پیشنهادی از لحاظ ساختار غلط است.
۲. در مرحله‌ی دوم شماره‌ی سریال‌های موجود در تراکنش‌های شمارش با بلوک‌های قبلی مقایسه می‌شوند تا اطمینان حاصل شود که یک تراکنش شمارش دو بار در زنجیره‌ی قالبی ظاهر نشده است. با این بررسی تا زمانی که تمامی حوزه‌ها روی یک زنجیره‌ی قالبی توافق داشته باشند هیچ رأی دو بار شمرده نخواهد شد.
۳. در مرحله‌ی سوم بررسی می‌شود تا در تراکنش‌های شمارش هر حوزه فقط از شماره‌سریال‌های مربوط به همان حوزه استفاده شده باشد. در صورت عدم اجرای این مرحله احتمال تداخل در شماره‌سریال‌های استفاده شده در تراکنش‌ها وجود دارد.

<sup>۱</sup> Buffer

۴. در نهایت نیز هش بلوک قبلی در بلوک منتظر بررسی با هش آخرین بلوک زنجیره‌ی قالبی مقایسه می‌شود. پیدا شدن خطا در این مرحله به معنی این است که یکی از دو حوزه‌ی پیشنهاددهنده یا بررسی کننده، نسخه‌ای قدیمی از زنجیره‌ی قالبی دارند و باید زنجیره‌ی خود را بروزرسانی کنند.

در صورتی که هر کدام از بررسی‌ها مغایرتی پیدا شود کل بلوک رد می‌شود اما در صورت موفقیت آن‌ها حوزه بلوک پیشنهادی را با امضای دیجیتال خود تایید می‌کند. همانطور که پیش‌تر بررسی کردیم در صورتی که نسخه‌ای یکسان زنجیره‌های قالبی بین حوزه‌ها وجود داشته باشد می‌توانیم از شمارش درست رأی مطمئن شویم. بنابراین به یک روش توافق امن بین حوزه‌ها نیاز داریم.

#### ۴.۵.۴ توافق

برای توافق نیز از روش PBFT استفاده می‌کنیم. این روش به ما این امکان را می‌دهد که با در دسترس بودن بیش از یک سوم حوزه‌ها انتخابات را بدون خطر گم شدن بلوک (و در نتیجه رأی)، به درستی اجرا کنیم. با استفاده از این روش در هر زمان یک حوزه‌ی رهبر داریم که می‌تواند بلوکی جدید به زنجیره‌ی قالبی اضافه کند، هر حوزه‌ای که قصد اضافه کردن بلوک جدید را داشته باشد، آن را برای حوزه‌ی رهبر می‌فرستد و رهبر برای بقیه‌ی حوزه‌ها ارسال می‌کند تا بررسی و امضا شود.

رهبر در طول زمان تغییر می‌کند و این مسئولیت میان حوزه‌ها در گردش خواهد بود اما با توجه به این که در هر زمان دقیقاً یک رهبر وجود دارد هیچ زمانی دو بلوک متفاوت، توسط حوزه‌ها تایید نمی‌شوند و امکان ایجاد شاخه در زنجیره‌ی قالبی آن‌ها وجود نخواهد داشت. برای تضمین این موضوع که حتی در صورت قطع شدن شبکه‌ی بین حوزه‌ها، دو رهبر هم‌زمان تایید نمی‌شوند، هر حوزه‌ای که ارتباطش با نیمی از حوزه‌های دیگر قطع شود دیگر بلوکی برای تایید ارسال نمی‌کند و رهبر نیز نمی‌شود. این موضوع به این معنی است که ممکن است در بعضی بازه‌های زمانی، یک حوزه‌ی خاص نتواند بلوک خود را ثبت کند و باید رأی‌ها را در بافر خود تا زمانی که ارتباط او با حوزه‌های دیگر متصل شود، نگه دارد.

## فصل ۵

### تحليل و ارزیابی

در این فصل به تحلیل و بررسی روش ارائه‌شده و مقایسه‌ی آن با روش‌های دیگر رأی‌گیری می‌پردازیم. همچنین جزئیات پیاده‌سازی تست‌شده در روش، نحوه‌ی ارضای شرایط رأی‌گیری ایده‌آل، این روش را در قیاس با روش‌های دیگر از نظر هزینه و میزان اعتماد مورد نیاز بررسی می‌کنیم.

لازم به ذکر است که هدف این تحقیق ارائه‌ی یک پروتکل رأی‌گیری امن است لذا در این روش به سرعت اجرا در یک محصول کامل نمی‌پردازیم. برای مثال برای بهینه‌سازی حجم شاهد‌های بی‌دانش در محیط واقعی باید از تجمیع‌گرهای یک طرفه<sup>۱</sup> که اولین بار در سال ۱۹۹۳ [۴۱] ارائه شدند و یا روش‌های مشابه استفاده کرد. این روش‌ها در پروتکل‌های مشابه مانند زی‌کش در مقیاس بزرگ استفاده شده‌اند و می‌دانیم که مسئله‌ی سرعت و مقیاس‌پذیری چالشی بزرگی در استفاده از این محصول نخواهد بود.

## ۱.۵ پیاده‌سازی

در پیاده‌سازی این کار به ابزاری برای ایجاد یک زنجیره‌ی قالبی خصوصی با روش توافق PBFT نیاز داریم لذا از hyperledger fabric<sup>۲</sup> که یک بستر قراردادهای هوشمند است استفاده شده است. hyperledger fabric توسط شرکت IBM طراحی شده و توسط Linux Foundation نگهداری می‌شود. این پروژه یک زنجیره‌ی قالبی خصوصی ارائه می‌کند که قسمت‌های مختلف آن مانند روش توافق به سادگی قابل تغییرند. این ابزار که به کمک NodeJS نوشته شده است، به کمک داکر<sup>۳</sup> به سادگی تعدادی نود با یک بلاک‌چین خصوصی ایجاد می‌کند. همچنین به کمک نوشتن قراردادهای هوشمند بر روی این بستر حوزه‌های مورد نیاز را ایجاد کردیم.

مسئله‌ی بعدی روش ایجاد اثبات‌های بی‌دانش است که برای ایجاد تراکنش‌های شمارش نیاز به آن‌ها داریم. برای ساخت اثبات‌های بی‌دانش از کتابخانه‌ی libsnark<sup>۴</sup> استفاده شده است که الگوریتم پینوکیو را با زبان C++ پیاده کرده است. Zcash - یکی از بزرگ‌ترین ارزهای دیجیتال با توانایی تراکنش ناشناس - نیز برای ساخت اثبات از این کتابخانه استفاده کرده است.

همانطور که قبلاً اشاره کردیم برای استفاده از روش ZK-SNARK برای ایجاد شاهد‌های بی‌دانش به توافق

<sup>۱</sup> One-way accumulator

<sup>۲</sup> <https://www.hyperledger.org/projects/fabric>

<sup>۳</sup> Docker

<sup>۴</sup> <https://github.com/scipr-lab/libsnark>

روی نقاط اولیه‌ای روی یک elliptic curve نیاز داریم. در کتابخانه‌ی libsnark برای انجام این کار از روش ارائه شده در تحقیق [۳۴] استفاده شده است. برای این کار حوزه‌ها در یک زنجیره چیده می‌شوند و هر کدام قسمتی از محاسبات لازم برای ایجاد نقطه‌های اولیه را انجام می‌دهند، به صورتی که حتی با حذف یکی از آن‌ها نیز محاسبات ناتمام بماند. سپس با یک حالت خاص از اثبات‌های بی‌دانش انجام محاسبات را به یکدیگر اثبات می‌کنند. با این روش برای دسترسی به نقاط اولیه برای ایجاد شاهد‌های تقلبی، به نتیجه‌ی محاسبات تمامی حوزه‌ها نیاز داریم؛ به عبارت دیگر برای ایجاد شاهد‌های تقلبی، تمامی حوزه‌ها باید در فاز آماده‌سازی تبانی کرده و اطلاعات خصوصی خود را به اشتراک بگذارند.

در فرایند کامپایل این کتابخانه از تنظیمات موجود در جدول ۱.۵ استفاده شده است.

جدول ۱.۵: تنظیمات libsnark

نام متغیر	مقدار	توضیحات
CURVE	ALT_BN128	مدل خم مورد استفاده با ۱۲۸ بیت امنیت
MULTICORE	ON	استفاده از چند هسته برای موازی سازی
USE_PT_COMPRESSION	OFF	سرعت بالاتر در ازای حجم شاهد‌های بزرگتر
PROFILE_OP_COUNTS	OFF	شمارش تعداد فعالیت روی خم

بقیه‌ی تنظیمات کتابخانه در حالت پیش فرض استفاده شده است.

## ۲.۵ معیارهای رأی‌گیری مناسب

یک روش رأی‌گیری خوب باید شروط رأی‌گیری ایده‌آل را داشته باشد. شروط ارائه‌شده نیازمندی‌های اصلی یک رأی‌گیری هستند و در صورت اجرا نشدن آن‌ها، روش رأی‌گیری در کاربردهای مهم و بزرگ قابل استفاده نیست.

از آنجا که در رأی‌گیری‌های مهم، برنده شدن در انتخابات می‌تواند سود بسیار زیادی برای یک کاندیدا داشته باشد همواره انگیزه برای هزینه کردن برای تخلف در انتخابات وجود دارد. لذا برای اطمینان از یک انتخابات امن

باید نیاز اعتماد به افراد به حداقل برسد و هر گونه تخلف قابل ردیابی باشد.

فاکتور مهم دیگر هزینه برگزاری انتخابات است. انتخاباتی که امنیت را به خوبی تامین کند ولی هزینه گزافی برای رأی دهنده یا مجری انتخابات داشته باشد، در عمل استفاده نخواهد شد. بنابراین یکی از مهم ترین معیارهای ارزیابی روش رأی گیری، هزینه آن است.

مسئله ای دیگر که در هر سامانه ای توزیع شده ای به بررسی دقیق نیاز دارد، نحوه نگهداری داده هاست. در این سامانه ها به دلیل مشکلات ذاتی شبکه از قبیل گم شدن پیام و یا تأخیر در رسیدن پیام ها، همواره احتمال ایجاد ناهمخوانی بین داده های قسمت های مختلف شبکه وجود دارد. به همین دلیل در بخش پایانی این فصل به بررسی روش توافق استفاده شده در این راه حل و تاثیر آن در همخوان نگه داشتن اطلاعات حوزه ها می پردازیم. به دلیل اهمیت بالای نیازمندی های رأی گیری ایده آل، ابتدا نشان می دهیم که روش پیشنهادی این تحقیق چگونه هر کدام از این نیازمندی ها را برطرف می کند سپس در ادامه با مقایسه آن با تحقیقات دیگری که توانسته اند این شروط را رعایت کنند نحوه اطمینان شمارش درست، خطر از بین رفتن ناشناسی رأی ها، هزینه برگزاری، هزینه تغییر برای کاربر و در نهایت توانایی پیدا کردن خطاهای حوزه ها را بررسی می کنیم.

### ۳.۵ شباهت به رأی گیری ایده آل

در این بخش نیازمندی های رأی گیری ایده آل را دوره می کنیم تا مشخص شود که روش ارائه شده چگونه هر کدام از نیازمندی ها را رفع می کند.

- می دانیم که هر شخصی حداکثر می تواند یک رأی بدهد؛ زیرا در حساب کلید عمومی آن فرد دقیقاً یک رأی در ابتدای رأی گیری وجود دارد. از طرفی سامانه مانع رأی دادن او نمی شود چرا که رأی دهنده می تواند مصرف شدن رأی خود را در زنجیره ای قالبی بررسی کند.
- می دانیم کسی نمی تواند به جای دیگری رأی دهد، چرا که برای رأی دادن هم به دسترسی به کلید خصوصی نیاز دارد و هم کلید عمومی فرد با اطلاعات شناسایی او در حوزه مقایسه می شود.
- با اضافه شدن گزینه ای متمنع و حفظ امنیت فیزیکی حوزه رأی گیری می توانیم اطمینان حاصل کنیم



که کسی مجبور به رأی دادن نمی‌شود.

- هیچ کسی مجبور به رأی دادن به شخصی خاص نمی‌شود چرا که راهی برای بررسی رأی فرد بعد از فرایند رأی‌گیری وجود ندارد، در نتیجه به دلیل امن بودن حوزه‌ی رأی‌گیری، رأی‌دهنده همواره می‌تواند به کاندیدای دلخواه خود رأی دهد و حتی این عمل را انکار کند.
- در انتهای انتخابات می‌توانیم به سادگی با بررسی تعداد تراکنش‌های ثبت و شمارش، از درستی شمارش رأی اطمینان حاصل کنیم. هر شخص نیز با بررسی این که عمل ثبتی برای او در زنجیره‌ی قالبی وجود دارد می‌تواند از شمرده شدن رأی خود مطمئن شود.
- از آن جا که تراکنش‌های ثبت کورکورانه امضا می‌شوند، نتیجه‌ی رأی ناشناس باقی می‌ماند؛ حتی خود رأی‌دهنده با وجود اطمینان از نتیجه‌ی رأی راهی برای بررسی نتیجه‌ی برگه‌ی رأی خود را بعد از انتخابات ندارد.
- در هر زمانی که یک بلوک جدید در زنجیره‌ی قالبی ثبت شود می‌توان با استناد بر حساب‌های کاندیداها از نتیجه‌ی آن لحظه‌ی انتخابات مطلع شد. همچنین در صورتی که مجری انتخابات نخواهد نتایج لحظه‌ای را منتشر کند می‌تواند زنجیره‌ی قالبی را تا پایان انتخابات بسته نگه دارد.

## ۴.۵ مقایسه با کارهای مشابه

در این بخش به مقایسه‌ی روش رأی‌گیری ارائه شده با تحقیقات دیگر در این زمینه می‌پردازیم و آن را از چند جنبه‌ی نحوه‌ی اطمینان از ثبت رأی، ناشناسی آرا، میزان اعتماد مورد نیاز و هزینه‌ی انتخابات بررسی می‌کنیم.

### ۱.۴.۵ روش‌های رأی‌گیری دیگر

برای مقایسه سامانه‌های رأی‌گیری زیر را بررسی می‌کنیم:

- **رأی‌گیری سنتی:** این روش به عنوان خط مبنای تحقیق بررسی می‌شود. روش‌های رأی‌گیری الکترونیکی ساخته شده تاکنون، همواره با وجود کاهش هزینه‌ها برای شمارش رأی‌ها، در زمینه‌های امنیت و حریم

خصوصی خطرهایی ایجاد کرده‌اند. به همین دلیل رأی‌گیری سنتی همچنان در برخی موارد ممکن است بهتر از روش‌های دیگر عمل کند لذا روش‌های جدید رأی‌گیری باید با این روش مقایسه شوند. نحوه‌ی برگزاری انتخابات در این روش در بخش ۲.۱ توصیف شده است.

- **رأی‌گیری الکترونیک بدون زنجیره‌ی قالبی:** در این روش، رأی‌گیری الکترونیک متمرکز را بررسی می‌کنیم، چرا که سامانه‌های رأی‌گیری توزیع‌شده‌ی بدون زنجیره‌ی قالبی به کاربرد عمومی نرسیدند. در این سامانه‌ها اطلاعات رأی‌دهندگان و نتیجه‌ی رأی آن‌ها به دلیل نیاز به روش ردگیری به طور کامل ثبت می‌شود اما در فرایند ثبت رأی تفاوت چندانی با سامانه‌های سنتی ندارند.
- **وت‌بوک:** این روش را به عنوان مصداقی از سامانه‌های رأی‌گیری با زنجیره‌ی قالبی خصوصی بررسی می‌کنیم. در این روش از یک زنجیره‌ی قالبی - که می‌توان در حالت خصوصی یا عمومی از استفاده کرد - برای ثبت آراء استفاده می‌شود.

### موارد حذف‌شده از مقایسه

اگرچه روش معروف VoteWatcher نیز فعالیت‌های بسیاری در این زمینه داشته، به دلیل عمومی نبودن اطلاعات پیاده‌سازی این سامانه، از مقایسه‌ی آن خودداری می‌کنیم.

از آن‌جا که روش‌های رأی‌گیری به کمک یک زنجیره‌ی قالبی عمومی و یا روش‌های توزیع‌شده بدون زنجیره‌ی قالبی به دلیل مشکلات مقیاس‌پذیری توانایی استفاده شدن در انتخابات‌های بزرگ (بیش از چند هزار نفر) را ندارند از بررسی این نوع سامانه‌ها صرف نظر می‌کنیم.

همچنین روش مورد استفاده در Follow my Vote از لحاظ روش پیاده‌سازی شباهت زیادی به وت‌بوک دارد ولی در آن به جای حوزه‌ی رأی‌گیری از یک برنامه در رایانه‌ی شخصی یا تلفن هوشمند استفاده می‌شود. اگرچه این روش به سادگی فرایند رأی‌گیری برای بعضی از رأی‌دهندگان کمک می‌کند، دو مشکل بزرگ به همراه دارد که باعث شده از مقایسه‌ی آن خودداری کنیم؛ اولین مشکل کاهش دسترس‌پذیری این روش برای افرادی است که دسترسی به اینترنت ندارند و دومین مشکل انبوهی برای اطمینان از عدم اجبار رأی‌دهنده به کاندیدای خاص به دلیل فقدان حوزه‌ای امن است.

### ۲.۴.۵ هزینه‌ی اطمینان از شمارش درست

شاید مهم‌ترین شرط برگزاری یک انتخابات میزان اطمینان از شمارش درست آراء در آن باشد. در این بخش به بررسی نحوه‌ی شمارش آراء در روش‌های مختلف می‌پردازیم.

در روش سنتی برای شمارش آراء بعد از اتمام انتخابات برگه‌های رأی موجود در صندوق‌ها به مکانی منتقل می‌شوند و در آن جا به روش انسانی و یا با استفاده از دستگاه‌های الکترونیکی شمرده می‌شوند. طبیعتاً به دلیل دخالت انسانی در این روش شمارش، احتمال خطا زیاد است. همچنین برای اطمینان درستی شمارش یک حوزه، تنها روش شمارش کامل برگه‌های رأی آن حوزه است که هزینه‌ی آن معادل هزینه شمارش اولیه می‌باشد.

در روش‌های رأی‌گیری بدون زنجیره‌ی قالبی برای ثبت رأی، اطلاعات کاربر به طور رمز شده به همراه نتیجه‌ی رأی او ثبت می‌شود. دلیل نگرداشتن اطلاعات رأی‌دهنده توانایی ردگیری و بررسی درستی شمارش آراء است. در این سامانه‌ها شمارش رأی‌گیری به صورت آنلاین صورت می‌گیرد و هزینه‌ی چندانی ندارد، همچنین بررسی ناظر انتخابات هزینه ناچیزی خواهد داشت.

روال شمارش در روش پیشنهادی این تحقیق تفاوت چندانی با وت‌بوک ندارد و هزینه‌ی اضافه‌ای برای شمارش آراء اضافه نمی‌کند. اما در این دو روش با عمومی شدن زنجیره‌ی قالبی قبل یا در حین رأی‌گیری رأی‌دهندگان نیز می‌توانند از درستی شمارش آراء و شمرده شدن رأی خود اطمینان حاصل کنند.

### ۳.۴.۵ حریم خصوصی

در روش سنتی برگزاری انتخابات با توجه به ناشناس بودن برگه‌های رأی در صندوق رأی‌گیری راهی برای فهمیدن نتیجه‌ی رأی یک فرد خاص نیست. البته با توجه به این که حوزه‌ی رأی‌گیری برگه‌های رأی را از قبل از انتخابات در دسترس دارد، این گزاره در صورتی صحیح است که آن با شماره یا علامت ناشناسی برگه‌های رأی را از بین نبرده باشد.

در روش‌های رأی‌گیری الکترونیک بدون زنجیره‌ی قالبی، اطلاعات رأی‌گیری با توجه به عمومی نشدن، محفوظ می‌مانند. در این روش نیز حوزه‌ی انتخابات که مسئولیت رمز کردن اطلاعات شخصی کاربر را دارد می‌تواند به حریم خصوصی آسیب بزند. همچنین برای جلوگیری از دو بار رأی دادن یک کاربر باید مرکز مستقلی

که اطلاعات رأی‌گیری را ذخیره می‌کند توانایی بازگشایی اطلاعات کاربر را داشته باشد. در نتیجه این مرکز و تمامی افرادی که به اطلاعات آن دسترسی دارند نیز می‌توانند حریم خصوصی را نقض کنند.

در روش وت‌بوک هر رأی‌دهنده یک «شماره‌ی رأی‌دهنده» دارد و بعد از رأی دادن نیز یک «شماره‌ی رأی» دریافت می‌کند. در ادامه هش شماره‌ی رأی و شماره‌ی رأی‌دهنده در زنجیره‌ی قالبی به عنوان رأی‌دهنده ثبت می‌شود. در این روش علاوه بر حوزه، هر کسی که شماره‌ی رأی و شماره‌ی رأی‌دهنده را داشته باشد می‌تواند از نتیجه‌ی رأی آن فرد آگاه شود. شماره‌های رأی‌دهندگان در یک زنجیره‌ی قالبی خصوصی مستقل نگهداری شده و هیچ وقت عمومی نمی‌شوند. در نتیجه جدا از حوزه‌ی رأی‌گیری فقط خود فرد (یا کسی که اطلاعات خصوصی او را از خودش دریافت کند) می‌تواند نتیجه‌ی رأی فرد را بررسی کند.

در روش پیشنهادی ما برای از بین بردن ریسک لو رفتن اطلاعات، درست ثبت شدن رأی در خود حوزه به کاربر اثبات می‌شود و چون او تراکنش ثبت را کورکورانه امضا می‌کند بعد از فرایند ثبت رأی راهی برای پیدا کردن نتیجه‌ی رأی فرد وجود ندارد. در این روش نیز مانند همه‌ی روش‌های ممکن در رأی‌گیری حوزه‌ی خطا کار می‌تواند در حین دریافت رأی نتیجه‌ی آن را جداگانه ثبت کند و از این روش به حریم خصوصی آسیب بزند اما با توجه به این که تمامی بلوک‌ها توسط حوزه‌ها امضا شده‌اند در صورت نقض حریم خصوصی به سادگی حوزه‌ی خطا کار مشخص می‌شود.

## ۴.۴.۵ هزینه‌ی برگزاری

در این بخش هزینه‌ی برگزاری انتخابات با هر کدام از روش‌ها را از دید کاربر و مجری انتخابات بررسی می‌کنیم.

### هزینه برای کاربر

فرایند رأی‌دادن کاربر در روش‌هایی که بررسی می‌کنیم به سه حالت خواهد بود:

- در روش سنتی و رأی‌گیری بدون زنجیره‌ی قالبی کاربر برای رأی‌دادن صرفاً به کارت شناسایی نیاز دارد. او با ارائه‌ی این کارت و بعد از بررسی شدن این که کاربر دو بار رأی نداده رأی خود را ثبت می‌کند.
- در رأی‌گیری با زنجیره‌ی قالبی با هدف افزایش شفافیت و ایجاد اطمینان از شمارش درست آراء برای کاربر، هر کاربر نیاز به ثبت یک «هویت یکتا» در سامانه‌ی مربوط به انتخابات دارد. در وت‌بوک این کار با شماره‌ی رأی‌دهنده صورت می‌گیرد و همچنین کاربر باید قبل از رأی دادن حوزه‌ی مد نظر خود را برای رأی دادن

مشخص کند. دلیل مشخص کردن حوزه این است که شمارهی رأی‌دهندگان از قبل در حوزه ذخیره شده باشند. بنابراین به روال رأی‌گیری کاربر در روش سنتی، یک مرحله‌ی آماده‌سازی اضافه می‌کند که باید در مدت زمان کوتاهی قبل از انتخابات انجام شود، چرا که در رأی‌گیری باید حوزه‌ی رأی‌دهندگان از قبل مشخص شده باشد.

- در سامانه ما نیز کاربر باید قبل از رأی‌گیری یک کلید عمومی برای فرایند رأی‌گیری ثبت کند. همچنین برای اطمینان از درست شمرده شدن رأی خود باید از یک دستگاه هوشمند برای عمل امضای کورکورانه استفاده کند. بنابراین نیاز به این دستگاه نیز به هزینه‌های رأی‌دهنده اضافه می‌شود.<sup>۱</sup>

### هزینه انتخابات برای مجری

در روش سنتی انتخابات هزینه‌ی اولیه‌ای برای مجری اعمال نمی‌شود اما در هر انتخابات جدا از هزینه‌ی ایجاد حوزه، هزینه‌ی تولید برگه‌ی رأی فیزیکی و شمارش را باید پرداخت کند. در روش‌های رأی‌گیری الکترونیک متمرکز جدا از سامانه‌های کامپیوتری حاضر در حوزه، هزینه‌ای به مجری تحمیل نمی‌شود، اما دستگاه‌های الکترونیکی نیازمند بررسی و ارتقا در طول زمان هستند. در وب‌بوک علاوه بر سامانه‌های موجود در حوزه‌ها، یک سامانه برای ثبت و نگهداری اطلاعات محل رأی‌گیری و شمارهی رأی‌دهنده برای هر کاربر وجود دارد که این مسئله نیز نیازمند بررسی امنیتی مداوم و ارتقا بوده و هزینه‌ی نگهداری در طول زمان این روش را افزایش می‌دهد. در روش پیشنهادی ما نیز علاوه بر سامانه‌ی موجود در حوزه، مجری انتخابات در هر انتخابات باید توانایی عوض کردن یا ثبت کلید عمومی جدید را به رأی‌دهندگان بدهد که این مسئله هزینه‌ی نگهداری به او اضافه می‌کند.

<sup>۱</sup> لازم به ذکر است که کاربر می‌تواند از دستگاه‌های درون حوزه استفاده کند ولی با این کار باید اعتماد کند که حوزه رأی او را به درستی ثبت کرده است چرا که راهی برای اثبات درستی برنامه‌ی موجود در حوزه وجود ندارد. یعنی می‌توان هزینه‌ی کاربر را در فرایند رأی‌گیری کمتر کرد ولی این عمل باعث می‌شود که یک حوزه‌ی خطا کار بتواند رأی کاربر را از طریق حمله‌ی phishing تغییر دهد.

### ۵.۴.۵ توانایی ردگیری خطا

برای درستی انتخابات به یک ناظر انتخابات نیازمندی که بتواند از درستی برگزاری آن اطمینان حاصل کند. با توجه به این که یک حوزه‌ی انتخابات خطاکار همواره می‌تواند بعضی رأی‌ها را شمارش نکند و یا تلاش کند که رأی جعلی تولید کند، در این بخش توانایی ردگیری همچنین حملاتی را بررسی می‌کنیم. در روال سنتی رأی‌گیری با توجه به کاغذی بودن آراء و وصل نبودن برگه‌ی رأی به کاربر، فراتر از بررسی تعداد آراء و مقایسه‌ی آن‌ها با تعداد برگه‌ی ثبت رأی راهی برای بررسی درستی نتایج حوزه وجود ندارد. اگرچه ایجاد برگه‌ی رأی‌های غلط هزینه بر است در انتخابات‌های حساس ممکن است به صرفه باشد و در صورت بروز همچنین مشکلاتی، راه حلی مناسب برای پیدا کردن مشکل وجود ندارد. همچنین در صورتی که بخشی از آراء توسط حوزه دور ریخته شود، ناظر انتخابات هیچ راهی برای فهمیدن آن ندارد و رأی‌دهندگان عادی نیز روش ار شمرده نشدن رأی خود مطلع نخواهند شد.

در روش‌های رأی‌گیری الکترونیک بدون زنجیره‌ی قالبی رأی‌دهنده راهی برای اطمینان حاصل کردن رأی‌دهنده از شمارش رأی خود ندارد. همچنین ناظر انتخابات نیز نمی‌تواند رأی‌هایی را که فرستاده نشده‌اند تشخیص دهد. با توجه به این که حوزه اعلام می‌کند کدام کاربرها در آن رأی داده‌اند، ایجاد رأی دروغین توسط حوزه هم ممکن است.

در روش وت‌بوک برای اطمینان از شمارش آراء تمامی رأی‌ها به صورت شفاف ذخیره می‌شوند و هر کسی با اطلاعات شخصی خود می‌تواند درستی ثبت رأی خود را بررسی کند. ناظر انتخابات نیز می‌تواند رأی‌های ثبت شده را با اطلاعات کاربرانی که باید در آن حوزه رأی می‌دادند بررسی کند. به این صورت هیچ رأی اشتباهی نمی‌تواند ثبت شود. اما یک حمله‌ای که حوزه‌ی خراب‌کار می‌تواند انجام دهد این است که رأی کاربر را به عنوان رأی ممتنع ثبت کند. در فرایند رأی‌گیری با وت‌بوک از کاربر پرسیده می‌شود که تحت فشار مجبور به رأی دادن شده یا خیر؛ در صورت پاسخ مثبت کاربر، شماره‌ی رأی او به عنوان رأی ممتنع ثبت می‌شود و اطلاعات آراء ممتنع هیچ‌وقت به صورت عمومی منتشر نخواهند شد اما با توجه به این که این اطلاعات در اختیار ناظر انتخابات قرار خواهد گرفت حمله‌ی بزرگ به این روش به سادگی قابل تشخیص خواهد بود.

در روش رأی‌گیری مانیز کاربر از درستی شمارش رأی ثبت‌شده‌ی خود در فرایند امضای کورکورانه آگاه می‌شود و بعد از فرایند رأی‌گیری نیز می‌تواند با بررسی زنجیره‌ی قالبی از ثبت رأی خود (ولی نه نتیجه‌ی آن) مطمئن شود.

از آن جا که تمامی رأی‌ها نیازمند امضای دیجیتال رأی‌دهندگان هستند راهی برای ایجاد رأی‌های دروغین توسط یک حوزه نیز وجود ندارد. از طرفی ناظر انتخابات می‌تواند با بررسی تساوی تعداد تراکنش‌ها ثبت و شمارش ثبت شده در زنجیره‌ی قالبی رفتار حوزه را تحلیل کند. در صورت پیدا کردن خطا از یک حوزه راهی برای پیدا کردن کاربری که رأی او شمرده نشده و نتیجه‌ی رأی او نخواهد بود.

جدول ۲.۵: مقایسه‌ی روش‌های رأی‌گیری

معیار	روش سنتی	بدون زنجیره‌ی قالبی	VoteBook	روش پیشنهادی
شمارش درست	احتمال خطای انسانی و هزینه‌ی زیاد	کم هزینه	کم هزینه	کم هزینه
خطر نقض حریم خصوصی	حوزه	حوزه و مرکز	حوزه و رسید رأی	حوزه
هزینه‌ی برگزاری	زیاد	کم	متوسط	متوسط
هزینه‌ی کاربر	کم	کم	متوسط	متوسط
ردگیری خطای حوزه	ناممکن	ناممکن	ممکن	ممکن

## ۵.۵ احتمال ناهمخوانی در زنجیره‌ی قالبی

در زنجیره‌های قالبی عمومی معمولاً یک مسئله در توافق حالت‌های دو شاخه شدن زنجیره‌هاست؛ یعنی دو مدل از زنجیره‌ی قالبی که هر کدام را قسمتی از شبکه به عنوان زنجیره‌ی قالبی درست بشناسند. در بسیاری

از ارزشهای دیجیتال طولانی‌ترین زنجیره‌ی قالبی از نظر تعداد بلوک‌ها همواره به عنوان نسخه‌ی درست شناخته می‌شود اما از آنجا که این کار در سامانه‌ی رأی‌گیری باعث کم‌شمرده شدن آراء می‌گردد این خطر قابل قبول نیست.

### قضیه‌ی CAP

برای تحلیل روش توافق استفاده شده در این تحقیق از قضیه‌ی CAP استفاده می‌کنیم. این قضیه‌ی معروف [۴۲] اثبات می‌کند که در یک دیتابیس توزیع شده - مانند یک زنجیره‌ی قالبی - در هر بازه‌ای حداکثر می‌توان دو شرط از سه شرط همخوانی<sup>۱</sup>، در دسترس بودن<sup>۲</sup> و تحمل قسمت‌شدن<sup>۳</sup> را داشت. با توجه به این که هیچ زمانی نمی‌توانیم از ثبات شبکه مطمئن شویم سامانه‌ی ما در حالت CP عمل می‌کند. به عبارت دیگر به توانایی همخوانی برای از دست ندادن رأی و تحمل تقسیم شدن برای عدم ثبات شبکه نیاز داریم. معمولاً در سامانه‌های مبتنی بر زنجیره‌ی قالبی از روش‌هایی استفاده می‌شود که تضمین می‌کنند که همه‌ی نودها در نهایت به همخوانی می‌رسند<sup>۴</sup>. این مسئله در یک سامانه که برای رأی‌گیری می‌تواند خطر گم شدن تعدادی از آراء ایجاد کند و این خطر معقولی برای یک روش رأی‌گیری الکترونیک نیست.

در زنجیره‌های قالبی عمومی معمولاً از روش‌های اثبات کار و اثبات سهم استفاده می‌شود که دسترس‌پذیری و تحمل قسمت‌شدن را به خوبی ارائه می‌کنند اما ممکن است شاخه‌های<sup>۵</sup> لحظه‌ای پیش بیاید و چند نسخه از زنجیره‌ی قالبی درست وجود داشته باشد، معمولاً در این روش‌ها طولانی‌ترین زنجیره‌ی قالبی نسخه‌ی درست در نظر گرفته می‌شود و زنجیره‌های قالبی کوتاه‌تر حذف می‌شوند. از آنجا که این کار در سامانه‌ی ما باعث از بین رفتن رأی می‌شود باید از روشی دیگر استفاده کنیم.

روشی دیگر برای مقایسه Aura [۴۳] است. از آنجایی که این روش از ساعت unix استفاده می‌کند ممکن است در اثر ناهمگامی ساعت‌های حوزه‌ها در یک زمان دو رهبر به وجود بیاید که هر کدام تعدادی بلوک اضافه می‌کنند. این مسئله باعث دو شاخه شدن زنجیره‌ی قالبی می‌شود و این روش راه‌حلی برای حل این موضوع ارائه

<sup>1</sup> Consistency

<sup>2</sup> Availability

<sup>3</sup> Partition tolerance

<sup>4</sup> Eventual consistency

<sup>5</sup> fork



نمی‌کند. در کاربردی مانند رأی‌گیری که ثبت درست تمامی رأی‌ها یک نیازمندی اساسی است، این روش توافقی مناسبی نخواهد بود.

مورد مقایسه‌ی بعدی Clique [۴۴] است. این روش برای حل مشکلات Aura به جای استفاده از ساعت برای تغییر رهبر، از تعداد بلوک ثبت شده استفاده می‌کند. این تصمیم مسئله‌ی به وجود آمدن دو رهبر در یک زمان را حل می‌کند. اما برای کارایی و سرعت بالاتر در این روش علاوه بر رهبر، حوزه‌های دیگر نیز می‌توانند بلوک جدید ارائه کنند و در صورتی که رهبر از بخشی از شبکه قطع شده باشد، این بلوک‌های جدید می‌توانند باعث ایجاد شاخه در زنجیره‌ی قالبی شوند. در این روش نسخه‌ی مورد تأیید بیشترین حوزه به عنوان نسخه‌ی درست زنجیره در نظر گرفته می‌شود و شاخه‌ی دیگر حذف می‌شود که این رفتار نیز برای استفاده در یک سیستم انتخاباتی مناسب نیست.

روش انتخابی ما در این تحقیق PBFT<sup>۱</sup>، هزینه‌ی محاسباتی بسیار کمتری نسبت به روش‌های مبتنی بر اثبات کار دارد و از نظر مقیاس‌پذیری [۴۶] نیز بسیار بهتر عمل می‌کند.

جدول ۳.۵: روش توافق

	هم‌خوانی	در دسترس بودن	تحمل تقسیم شدن
اثبات کار	هم‌خوانی در نهایت	دارد (اما ممکن است بلوک حذف شود)	دارد
اثبات سهم	هم‌خوانی در نهایت	دارد (اما ممکن است بلوک حذف شود)	دارد
Aura	گارانتی نمی‌کند	دارد	دارد
Clique	هم‌خوانی در نهایت	دارد (اما ممکن است بلوک حذف شود)	دارد
PBFT	دارد	در صورت تقسیم شدن ندارد	دارد

می‌دانیم در این روش حداکثر تعداد حوزه‌ای که باید خطا کار باشند تا بلوک اشتباهی در زنجیره‌ی قالبی ثبت شود برای  $3f + 1$  حوزه  $f$  حوزه است. این تعداد حوزه‌ی خراب کار می‌توانند بلوک‌های اشتباهی ثبت کنند اما به دلیل استفاده از امضای دیجیتال بعد از اتمام رأی‌گیری با بررسی درستی بلوک‌های ثبت شده در زنجیره‌ی قالبی

<sup>۱</sup> Practical Byzantine fault tolerance

بلوک‌های خطا به سادگی قابل شناسایی هستند. در چین شرایطی از آنجا که نمی‌توان از تعداد رأی‌دهندگانی که رأی آن‌ها ثبت نشده اطمینان پیدا کرد، نتایج رأی‌گیری باید مردود محسوب شود.

در روش PBFT اثبات می‌شود [۴۷] تا زمانی که کمتر از یک سوم حوزه‌ها خطا کار باشند هیچ‌گاه دو نسخه‌ی مستقل از زنجیره‌ی قالبی توسط حوزه‌ها تأیید نمی‌شود. به عبارت دیگر این روش به طور کامل همخوانی و توانایی قسمت‌شدن را دارد.

لازم به ذکر است که در این حالت سامانه همواره در دسترس نیست؛ به این معنی که ممکن است موقعیتی پیش بیاید که یک حوزه به دلیل قطع شدن شبکه از بقیه‌ی حوزه‌ها نتواند بلوک جدید ثبت کند، اما می‌تواند در بافر خود اطلاعات آراء را نگه دارد، زمان اتصال به شبکه بلوک جدید را بسازد و ثبت کند. اما این مسئله به سادگی با یک بافر به اندازه‌ی کافی بزرگ حل می‌شود و مانع عملکرد درست حوزه‌ی انتخاباتی نخواهد شد.

## فصل ۶

### نتیجه‌گیری و کارهای آتی

## ۱.۶ نتیجه‌گیری

تحقیقات در راستای ایجاد رأی‌گیری امن قبل از فراگیری تکنولوژی زنجیره‌ی قالبی بسیار نادر بود اما با فراگیری این تکنولوژی و کاربردهای آن تحقیقات جدید و خلاقانه‌ای در این زمینه انجام شده است. در این تحقیق روش‌های استفاده شده در رأی‌گیری‌های الکترونیک را بررسی کردیم. سپس زنجیره‌ی قالبی را به عنوان یک ابزار برای کاهش نیاز به شخص مورد اعتماد در رأی‌گیری مورد استفاده قرار دادیم تا یک رأی‌گیری با توانایی ردگیری خطا از مجری انتخابات و حوزه‌ها بسازیم. همین‌طور نشان دادیم که کم کردن نیاز به اعتماد لزوماً به معنی کاهش حریم خصوصی نیست و با استفاده از اثبات‌های بی‌دانش پروتکل امنی برای شمارش رأی بدون به خطر انداختن حریم خصوصی رأی‌دهنده ارائه دادیم.

با استفاده از این روش رأی‌گیری می‌توان یک رأی‌گیری الکترونیک امن برگزار کرد که علاوه بر هزینه‌ی بسیار کمتر نسبت به روش‌های سنتی، افزایش اطمینان رأی‌دهندگان و ناظران انتخابات به درستی آن را نیز به همراه خواهد داشت.

## ۲.۶ کارهای آتی

روش توافق استفاده شده در این تحقیق به ما اطمینان می‌دهد که زنجیره‌ی قالبی موجود در حوزه‌ها همواره با هم همخوان می‌ماند. این ویژگی برای کاربرد ما بسیار مناسب است اما باعث می‌شود که در صورت خطا کار بودن بیش از یک سوم حوزه‌ها، کل فرایند رأی‌گیری - حتی برای حوزه‌های درست کار - متوقف شود. استفاده از روش‌هایی مانند Clique که در نهایت همخوان می‌شوند یا تغییر در ساختار زنجیره‌ی قالبی مورد استفاده به گونه‌ای که بتواند چند زنجیره‌ی درست را با هم تبدیل به یک زنجیره کند، باعث می‌شود حتی در صورتی که نیمی از حوزه‌ها خطا کار باشند رأی‌گیری برای سایر حوزه‌ها درست انجام شود. این تغییر می‌تواند به امنیت و مقیاس‌پذیری روش انتخابات کمک شایانی کند.

## مراجع

- [1] Y. E. Ben-Sasson, I. Bentov and M. Riabzev, "Pinocchio : nearly practical verifiable computation," *IEEE Symposium on Security and Privacy*, pp.238-252, 2013.
- [2] Y. E. Ben-Sasson, I. Bentov and M. Riabzev, "Scalable zero knowledge with no trusted setup," *Annual International Cryptology Conference*, pp.701-732, 2019.
- [3] D. Chaum, "Security without identification : Transaction systems to make big brother obsolete," *Communication of the ACM*, vol.28, no.1, pp.1030-1044, 1985.
- [4] D. Chaum, "Blind signatures for untraceable payments," *Advances in Cryptology Proceedings of Crypt*, vol.82, no.3, pp.199-203, 1983.
- [5] T. O. B. Fujioka and K. Ohta, "A practical secret voting scheme for large scale elections," *LNCS 718, Advances in Cryptology - ASIACRYPT*, pp.244-251, 1992.
- [6] L. F. Cranor and R. K. Cytron, "Sensus : A security-conscious electronic polling system for the internet," *Proceedings of the Hawaii International Conference on System Sciences*, 1997.
- [7] B. W. DuRette, "multiple administrators for electronic voting," *B.Sc thesis, MIT*, 1999.
- [8] B. N. L. M. Wright, M. Adler and C. Shields, "an analysis of the degradation of anonymous protocols," *In Proceedings of Network and Distributed System Security Symposium*, 2002.
- [9] B. S. R. Cramer, M. Franklin and M. Yung, "Multi-authority secret-ballot elections with linear work," *LNCS 1070, Advances in Cryptology - EUROCRYPT*, pp.72-83, 1996.
- [10] R. G. R. Cramer and B. Schoenmakers, "A secure and optimally efficient multi-authority election scheme," *LNCS 1233, Advances in Cryptology - EUROCRYPT*, pp.103-118, 1997.
- [11] B. Schoenmakers, "A simple publicly verifiable secret sharing scheme and its application to electronic voting," *LNCS 1666, Advances in Cryptology - CRYPTO*, pp.148-164, 1999.
- [12] N. L. R. DeMillo and M. Merritt, "Cryptographic protocols," *Proceedings of the 14th Annual Symposium on the Theory of Computing*, pp.383-400, 1984.

- [13] D. Malkhi and E. Pavlov, "Anonymity without 'cryptography'," *Proceedings of Financial Cryptography*, pp.117-135, 2001.
- [14] O. D.Malkhi and E.Pavlov, "E-voting without 'cryptography'," *In International Conference on Financial Cryptography*, pp.1-15, 2002.
- [15] R. Osgood, "The future of democracy: Blockchain voting," *COMP116: Information Security*, 2016.
- [16] N. Szabo, "Smart contracts," [http://www.fon.hum.uva.nl/rob/Courses/InformationInSpeech/CDROM/Lecture/01\\_17\\_Smart.html](http://www.fon.hum.uva.nl/rob/Courses/InformationInSpeech/CDROM/Lecture/01_17_Smart.html), 1993.
- [17] C.-L.-B. L.Vo-Cao-Thuy, K.Cao-Minh and T.A.Nguyen, "Votereum: An ethereum-based e-voting system," *IEEE-RIVF International Conference on Computing and Communication Technologies (RIVF)*, pp.1-6, 2019.
- [18] U. . G. E.Yavuz, A.Kaan Koç, "Towards secure e-voting using ethereum blockchain," *6th International Symposium on Digital Forensic and Security (ISDFS)*, pp.1-7, 2019.
- [19] "Ethereum foundation, ethereum whitepaper, a next-generation smart contract and decentralized application platform," <https://github.com/ethereum/wiki/wiki/White-Paper>, 2014.
- [20] M. N.Atzei and T.Cimon, "A survey of attacks on ethereum smart contracts," *Proceedings of the 6th International Conference on Principles of Security and Trust*, vol.10204, pp.164-186, 2017.
- [21] A. Juels, A. Kosba, and E. shi, "The ring of gyges: Investigating the future of criminal smart contracts," *Proceedings of ACM CCS*, pp.283-295, 2013.
- [22] L. Luu, D.-H. Chu, H. Olickel, P. Saxena, and A. Hobor, "Making smart contracts smarter," *Proceedings of the 2016 ACM SIGSAC Conference on Computer and Communications Security*, pp.254-269.
- [23] A. K.Kirby and F.Maymi, "Votebook: A proposal for a blockchain-based electronic voting system," <https://www.economist.com/sites/default/files/nyu.pdf>, 2016.
- [24] M. F.Hjalmarsson, G.Hrei arsson and G.Hjalmtysson, "Blockchain-based e-voting system.," *2018 IEEE 11th International Conference on Cloud Computing (CLOUD)*, pp.983-986, 2018.
- [25] R. L.Lamport and M.Pease, "The byzantine generals problem," *ACM Transactions on Programming Languages and Systems (TOPLAS)*, vol.4, no.3, pp.382-401, 1982.

- [26] S. Nakamoto, "Bitcoin : A peer-to-peer electronic cash system," 2008.
- [27] A. beck, "Hashcash : a denial of service counter-measure," 2008.
- [28] S. S.King, "Ppcoin : Peer-to-peer crypto-currency with proof-of-stake.,", *self-published paper*, 2012.
- [29] N. D.Schwartz and A.Britto, "The ripple protocol consensus algorithm," *Ripple Labs Inc White Paper*, 2014.
- [30] B.Chase and E.MacBrough, "Analysis of the xrp ledger consensus protocol," *Ripple Labs Inc White Paper*, 2018.
- [31] D.Mazieres, "The stellar consensus protocol : A federated model for internet-level consensus," 2015.
- [32] S. Z.Galil and M.Yung, "Symmetric public-key encryption," *Conference on the Theory and Application of Cryptographic Techniques. Springer,*, 1985.
- [33] A. S.Bowe1 and M.D.Green, "A multi-party protocol for constructing the public parameters of the pinocchio zk-snark," *International Conference on Financial Cryptography and Data Security*, pp.64-77, 2018.
- [34] M. E. M. V. E.Ben-Sasson, A.Chiesa, "Secure sampling of public parameters for succinct zero knowledge proofs," *EEE Symposium on Security and Privacy*, pp.287-304, 2015.
- [35] A. J. R.S.Wahby, I.Tzialla and M.Walfish, "Doubly-efficient zksnarks without trusted setup," *IEEE Symposium on Security and Privacy (SP)*, pp.926-943, 2018.
- [36] E. Z. A.Kosba, A.Miller and C.Papamanthou, "Hawk : The blockchain model of cryptography and privacy-preserving smart contracts," *IEEE Symposium on Security and Privacy*, pp.839-858, 2016.
- [37] N. Saberhagen, "Cryptonote v 2.0," <https://cryptonote.org/whitepaper.pdf>, 2013.
- [38] B.Goodell1 and S.Noether2, "Thring signatures and their applications to spender-ambiguous digital currencies," *Monero Research Lab*, 2018.
- [39] M. I.Miers, C.Garman and A.D.Rubin, "Zerocoin : Anonymous distributed e-cash from bitcoin," *IEEE Symposium on Security and Privacy*, pp.397-411, 2013.
- [40] C. M. I. E. E.B.Sasson, A.Chiesa and M.Virza, "Zerocash : Decentralized anonymous payments from bitcoin," *2014 IEEE Symposium on Security and Privacy*, pp.459-474, 2014.
- [41] J. Benaloh and M. de Mare, "One-way accumulators : a decentralized alternative to digital signatures," *Advances in Cryptology — EUROCRYPT*, pp.274-285, 1993.

- [42] E. Brewer, "Cap twelve years later : How the "rules" have changed," *Computer*, vol.45, no.2, pp.23-29, 2012.
- [43] "Aura," <https://wiki.parity.io/Aura>.
- [44] "Clique," <https://github.com/ethereum/EIPs/issues/225>.
- [45] M.Castro and B.Liskov, "Practical byzantine fault tolerance," *OSDI*, pp.173-186, 1999.
- [46] X. K. H.Sukhwani, J.M.Martinez and A.Rindos, "Performance modeling of pbft consensus process for permissioned blockchain network (hyperledger fabric)," *36th Symposium on Reliable Distributed Systems (SRDS)*, pp.253-255, 2017.
- [47] M. Castro and B. Liskov, "Practical byzantine fault tolerance and proactive recovery," *CM Transactions on Computer Systems (TOCS)*, vol.20, no.4, p.398-461, 2002.



## **Abstract:**

E-voting systems have been in use since the 1960s and even though a lot of research has been conducted on this subject, yet all of the practical solutions for E-voting required a trusted party. That all changed after the development of bitcoin as a trustless digital currency in 2009, and subsequent use of blockchain to eliminate the need for a trusted party in different applications and so there have been a few E-voting systems that used blockchain to create a transparent and trustless system, however, this transparency usually comes at the cost of the voter's anonymity. If people are allowed to check their votes after the voting process an adversary could force someone to choose a specific candidate and check whether or not they have complied with the demand.

In this thesis, we present an E-voting system that is trustless without compromising the voter's anonymity. Blind signatures and zero-knowledge proof are the cryptographic blocks on which we build a trustless yet anonymous E-voting system. Since a safe voting station is required to guarantee the physical safety of the voters, we provide the voters with a process that ensures their votes are counted correctly without ever trusting the voting station to behave in their best interest. While the individual votes will remain encrypted we create cryptographic proofs to count the number of votes for each candidate and the blockchain will act as a digital trail that can be audited by any third party.

**Keywords:** Blockchain, E-voting, Security



Shahid Beheshti University

Faculty of Computer Science & Engineering

# **Usage and Security of Blockchain in Smart Contracts**

By

**Shervin Hajiesmaili**

A THESIS SUBMITTED  
FOR THE DEGREE OF  
MASTER OF SCIENCE

Supervisor :

**Dr. Maghsoud Abbaspour**

2018