

## Բիթքոյն. Մասնակիցը մասնակցին (peer-to-peer) էլեկտրոնային դրամական միջոցների համակարգ

Սատոշի Նակամոտո

[satoshin@gmx.com](mailto:satoshin@gmx.com)

[www.bitcoin.org](http://www.bitcoin.org)

Անգլերենից ([bitcoin.org/bitcoin.pdf](http://bitcoin.org/bitcoin.pdf)) թարգմանեց Դիանա Սիսակյանը  
Հոլանդերենից՝ [cleartalks.com](http://cleartalks.com)

**Ամփոփագիր.** Էլեկտրոնային դրամական միջոցների ամբողջովին մասնակիցը մասնակցին (peer-to-peer) ապակենտրոնացված տարբերակը թույլ կտա անմիջապես երկու մասնակիցների միջև առանց գործառնությունների կատարել՝ առանց որևէ ֆինանսական հաստատության միջնորդության: Թվային ստորագրությունների օգտագործումը մասամբ լուծում է այս խնդիրը, սակայն այս մոտեցումը զրկվում է իր հիմնական առավելություններից, եթե կրկնակի ծախսերը կանխելու համար դեռ կա վստահված երրորդ կողմի միջնորդության անհրաժեշտություն: Մենք առաջարկում ենք կրկնակի ծախսի խնդիր լուծում՝ օգտագործելով մասնակիցը մասնակցին (peer-to-peer) ցանցը: Ցանցը ժամանակագրում է (timestamp) գործառնությունները՝ միավորելով դրանք hash<sup>1</sup> գործառնության վրա հիմնված աշխատանքի ապացույցի (proof-of-work) հաջորդական շղթայի մեջ, այսպիսով ցանցը ձևավորում է գրառում, որը հնարավոր չէ փոխել առանց աշխատանքի ապացույցը վերագործարկելու: Շղթայի ամենաերկար տարբերակը ոչ միայն հաստատում է գործառնությունների հերթականությունը, այլ նաև ապացուցում է, որ այն բխում է ցանցի ԿՄՀ (CPU) ամենամեծ հզորության կետից: Քանի դեռ ԿՄՀ-ի հզորության մեծ մասը վերահսկվում է ցանցի հարձակմանը չմասնակցող հանգույցների կողմից, նրանք կստեղծեն ամենաերկար շղթան և կգերաբազանցեն հարձակվողներին: Ցանցն ինքնին ունի պարզագույն կառուցվածք:

---

<sup>1</sup> Գործառնություն իրականացնում է որոշակի ալգորիթմի կողմից կատարված կամայական երկարության տողի տվյալների վերափոխում:

Հաղորդագրությունները ուղարկվում են «best effort<sup>2</sup>» համաձայնության հիման վրա, իսկ հանգույցները կարող են դուրս գալ և նորից միանալ ցանցին ցանկացած պահի՝ հաստատելով աշխատանքի ապացույցի շղթայի ամենաերկար տարբերակը՝ որպես բաց թողնված գործառնությունների պատմության ապացույց:

## 1. Ներածություն

Առցանց առևտուրը սկսել է գրեթե բացառապես ապավինել ֆինանսական հաստատություններին, որոնք էլեկտրոնային վճարումներ իրականացնելիս կատարում են վստահված երրորդ կողմի դեր: Թեև այս համակարգը գործառնությունների զգալի մասի համար բավականին լավ է աշխատում, այն հիմնված է վստահության մոդելի վրա՝ վերջինիս բոլոր խոցելի կողմերի հետ մեկտեղ: Լիովին անշրջելի գործառնություններ իրականում հնարավոր չեն, քանի որ ֆինանսական հաստատությունները չեն կարող խուսափել միջնորդության վերաբերյալ վեճերից: Միջնորդության ծառայության արժեքը մեծացնում է գործառնության գինը՝ սահմանափակելով գործառնությունների նվազագույն գործնական չափը, և վերացնում հերթական պարզ գործառնություններ կատարելու հնարավորությունը, իսկ գինն ավելի բարձր է անշրջելի ծառայությունների դիմաց անշրջելի վճարումներ կատարելու հնարավորության բացակայության դեպքում: Գործառնության շրջելիության հնարավորությունը մեծացնում է վստահության անհրաժեշտությունը: Վաճառողը պետք է զգուշանա իր հաճախորդից՝ պահանջելով նրանից ավելի շատ տեղեկություն, քան սովորաբար: Խարդախության որոշակի տոկոսը համարվում է անխուսափելի: Այս ծախսերից և վճարման անորոշություններից կարելի է խուսափել օգտագործելով ֆիզիկական արժույթ, սակայն գոյություն չունի չմիջնորդավորված էլեկտրոնային վճարումներ կատարելու որևէ համակարգ: Անհրաժեշտ է էլեկտրոնային վճարային համակարգ, որը, վստահության փոխարեն՝ հիմնված է գաղտնագրային (կրիպտոգրաֆիկ) ապացույցների վրա, ինչը թույլ կտա ցանկացած երկու մասնակից կողմերին անմիջականորեն գործառնություններ իրականացնել միմյանց հետ՝ առանց վստահված երրորդ կողմի անհրաժեշտության: Բացարձակապես անշրջելի հաշվողական գործառնությունները կպաշտպանեն վաճառողներին խարդախությունից, իսկ

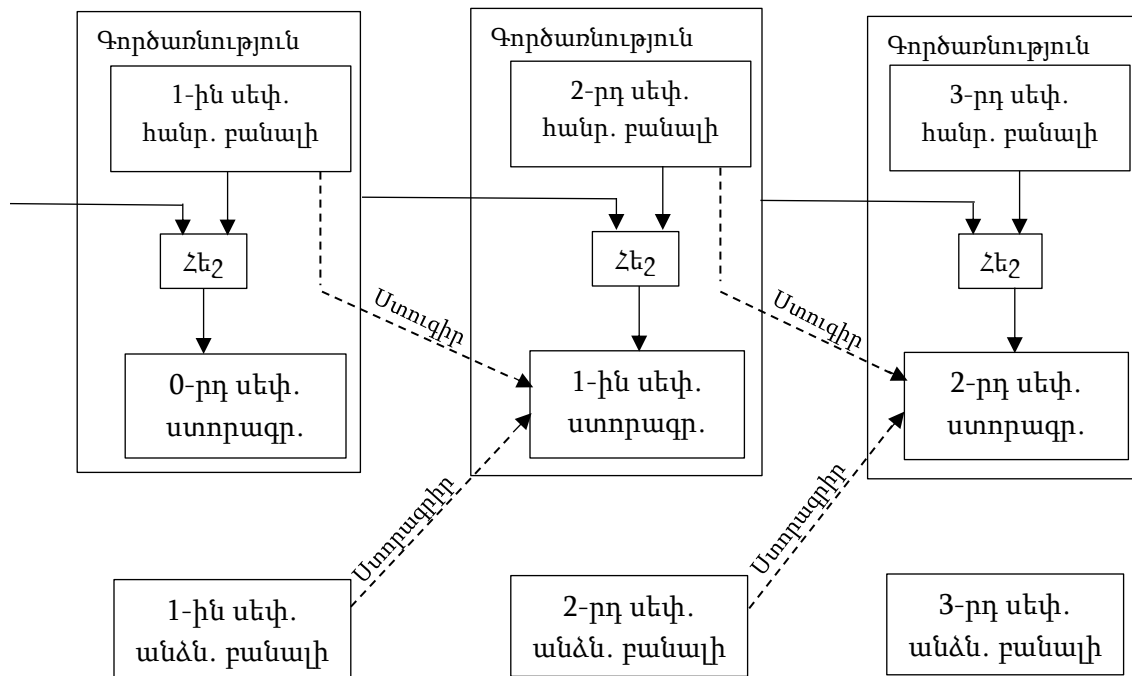
---

<sup>2</sup> «Best effort basis». նախաձեռնություն իրականացնելու համաձայնություն է, առանց որևէ երաշխիքի, որ այն կպսակվի հաջողությամբ:

պարզ «escrow»<sup>3</sup> պահուստային մեխանիզմները հեշտությամբ կարող են կիրառվել գնորդներին պաշտպանելու համար: Այս աշխատությունում մենք առաջարկում ենք կրկնակի ծախսի խնդրի լուծում՝ օգտագործելով գործառնությունների ժամանակագրական հաջորդականության հաշվողական ապացույց ստեղծող մասնակիցը մասնակցին (peer-to-peer) բաշխված ժամանակագրական սերվերը: Համակարգն անվտանգ է այնքան ժամանակ, քանի դեռ ազնիվ մասնակից-հանգույցները միասին վերահսկում են ԿՄՀ-ի ավելի շատ հզորություն, քան հարձակվող հանգույցների ցանկացած համագործակցող խումբ:

## 2. Գործառնություններ

Սահմանենք էլեկտրոնային մետաղադրամը որպես թվային ստորագրությունների շղթա: Յուրաքանչյուր սեփականատեր մետաղադրամը փոխանցում է հաջորդին՝ թվային կերպով ստորագրելով նախորդ գործառնության հեշը (hash), և հաջորդ սեփականատիրոջ հանրային բանալին՝ ավելացնելով այդ տեղեկատվությունը մետաղադրամին: Ստացողը կարող է ստուգել ստորագրությունները՝ սեփականության շղթան վավերացնելու համար:



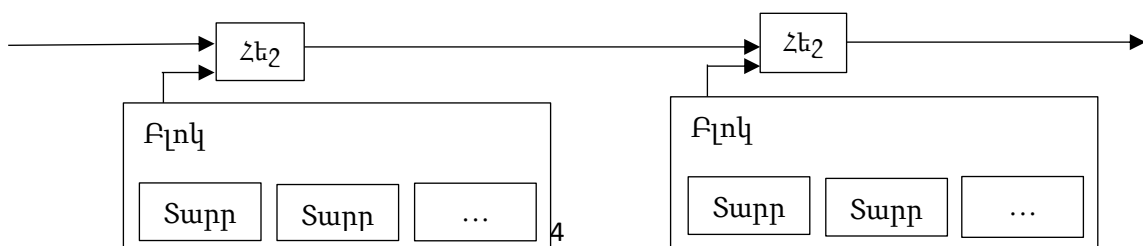
<sup>3</sup> «Escrow-հաշիվ». հատուկ պայմանական հաշիվ, որի վրա գրանցում են գույք, փաստաթղթեր կամ դրամական միջոցներ մինչև որոշակի հանգամանքների առաջացումը կամ որոշակի պարտավորությունների կատարումը:

Խնդիրը, անտարակույս, այն է, որ ստացողը չի կարող պարզել, թե քանի անգամ է տվյալ մետաղադրամի նախորդ սեփականատերը այն ծախսել: Խնդրի ընդհանուր լուծումը վստահված կենտրոնական մարմնի կամ դրամահատարանի ներգրավումն է, որը ստուգում է յուրաքանչյուր գործառնություն: Մետաղադրամը պետք է վերադարձվի դրամահատարան յուրաքանչյուր գործառնությունից հետո, որպեսզի թողարկվի նոր մետաղադրամ, և վստահելի են միայն դրամահատարանից թողարկված մետաղադրամները: Այս լուծման թերությունն այն է, որ ամբողջ դրամական համակարգի ճակատագիրը կախված է դրամահատարանը ղեկավարող ընկերությունից, և յուրաքանչյուր գործառնություն պետք է կատարվի նրա միջնորդությամբ՝ ինչպես բանկի միջոցով:

Մեզ պետք է միջոց, որի օգնությամբ ստացողն իմանա, որ մետաղադրամի նախորդ սեփականատերերը չեն ստորագրել ավելի վաղ գործառնություններ: Մեր նպատակին հասնելու համար մենք հաշվի ենք առնում միայն ամենավաղ կատարված գործառնությունը, ուստի մենք հաշվի չենք առնում կրկնակի ծախսերի հետագա փորձերը: Գործառնության բացակայությունը հաստատելու միակ միջոցը բոլոր գործառնությունների մասին տեղյակ լինելն է: Դրամահատարանի վրա հիմնված մոդելում դրամահատարանը տեղյակ է եղել բոլոր գործառնությունների մասին և որոշել, թե որն է տեղի ունեցել առաջինը: Այս ամենը առանց վստահված երրորդ կողմի իրականացնելու համար, գործառնությունները պետք է հանրայնորեն հայտարարվեն [1], և մեզ անհրաժեշտ է համակարգ, որում մասնակիցները համաձայնության կզան գործառնությունների շղթայի հաջորդականության պատմության շուրջ: Ստացողին անհրաժեշտ է ապացույց, որ յուրաքանչյուր գործառնության ժամանակ, հանգույցների մեծամասնությունը համաձայնել է, որ այդ գործառնությունն առաջինն է ստացել:

### 3. Ժամանակագրական սերվեր

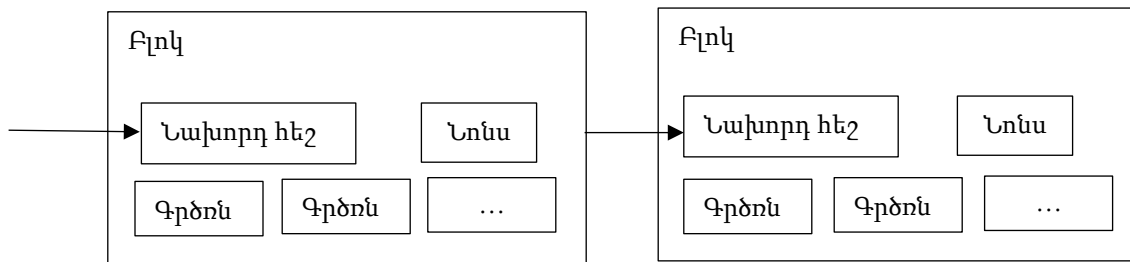
Մեր առաջարկված լուծումը սկսվում է ժամանակագրական սերվերից: Վերջինս գործում է վերցնելով տարրերի (item) բլոկի հեշը և այն հանրայնորեն հրապարակելով, ինչպես օրինակ թերթում կամ Usenet գրառման մեջ [2-5]: Յուրաքանչյուր ժամանակագրություն իր հեշում ներառում է նախորդ ժամանակագրությունը, այսպիսով կազմելով շղթա, որում յուրաքանչյուր ժամանակագրություն ամրացնում է նախորդները:



#### 4. Աշխատանքի ապացույց (Proof-of-work)

Որպեսզի մասնակիցը մասնակցին համակարգի հիման վրա իրագործենք բաշխված ժամանակագրական սերվերը, մեզ հարկավոր է օգտագործել Ադամ Բեքի «Hashcash» տեխնոլոգիայի [6] նմանությամբ աշխատանքի ապացույց համակարգը՝ թերթի կամ Usenet-ի գրառումների փոխարեն: Աշխատանքի ապացույցը ներառում է մի արժեքի սկանավորում (օրինակ՝ SHA-256), որը, երբ հեշավորվում է, վերջինիս հեշը սկսվում է զրոյական թվի բիթով: Պահանջվող աշխատանքի ծավալը ցուցադրեն (էքսպոնենցիալորեն) կախված է զրոյական բիթերի քանակից, իսկ սկանավորված արժեքը կարելի է ստուգել ընդամենը մեկ հեշի միջոցով:

Մեր ժամանակագրական ցանցի համար մենք իրականացնում ենք աշխատանքի ապացույցը՝ բլոկում ավելացնելով նոնս (nonce)<sup>4</sup> պարամետր, մինչև գտնվի մի արժեք, որը բլոկի հեշին տալիս է պահանջվող զրո բիթերը: Ճիշտ այն պահին, երբ բլոկը բավարարում է աշխատանքի ապացույցի պայմանը, վերջինիս արդյունքը համարվում է անժրջելի, և բլոկը չի կարող փոփոխվել առանց վերագործարկման: Քանի որ հետագա բլոկները շղթայված են դրանից հետո, բլոկը փոխելու աշխատանքը կներառի դրան հաջորդող բոլոր բլոկների վերագործարկումը:



Աշխատանքի ապացույցը հեշավորման միջոցով նաև լուծում է մեծամասնության կողմից աջակցվող տարբերակի որոշման հարցը: Եթե մեծամասնությունը հիմնված է «մեկ IP հասցե՝ մեկ ձայն» համակարգի վրա, ապա այն հնարավոր կլինի «ջարդել» IP հասցեների մեծամասնությունը վերահսկելու դեպքում: Ըստ էության, աշխատանքի ապացույցը հիմնված է «մեկ ԿՄՀ՝ մեկ ձայն» սկզբունքի վրա: Ամենաերկար շղթան ներկայացնում է մեծամասնության որոշումը, որում ներդրված է ամենամեծ թվով աշխատանքի ապացույց: Եթե ԿՄՀ-ի հզորության մեծ մասը վերահսկվում է ազնիվ հանգույցների կողմից, ապա ազնիվ շղթան ամենաարագ աճը կունենա և կգերազանցի բոլոր մրցակից շղթաները: Նախորդ բլոկներից որևէ մեկը փոփոխելու համար հարձակվողը պետք է կրկնի բլոկի աշխատանքի ապացույցը և դրանից հետո

<sup>4</sup> «Nonce» («number only used once») հապավում է, որը բլոկչեյնում հեշավորված կամ գաղտնագրված բլոկին ավելացված թիվ է:

վերագործի բոլոր մյուս բլոկները, այնուհետև հասնի ազնիվ հանգույցների աշխատանքին և գերազանցի դրանք: Հաջորդիվ մենք կցուցադրենք, որ հաջորդ բլոկների ավելացման պատճառով ավելի դանդաղ գործող հարձակվողի՝ ազնիվ հանգույցների աշխատանքին հասնելու հավանականությունը ցուցայնորեն նվազում է:

Սարքախմբի (hardware) արագության բարձրացման և ժամանակի ընթացքում գործարկվող հանգույցների քանակի տատանումները փոխհատուցելու համար հարկավոր է, որ փոփոխվի աշխատանքի ապացույցի հեշավորման բարդությունը (difficulty)՝ ապահովելու բլոկների գեներացման համաչափ արագություն: Եթե դրանք շատ արագ են գեներացվում, ապա բարդությունը մեծանում է:

## 5. Ցանց

Ցանցի կառավարման քայլերը հետևյալն են.

- 1) Նոր գործառնությունները հեռարձակվում են դեպի բոլոր հանգույցներ:
- 2) Յուրաքանչյուր հանգույց նոր գործառնությունները հավաքում է բլոկի մեջ:
- 3) Յուրաքանչյուր հանգույց աշխատում է գտնել ընթացիկ բարդության աշխատանքի ապացույց (proof-of-work) իր բլոկի համար:
- 4) Երբ հանգույցը գտնում է այն, վերջինս հեռարձակում է այդ բլոկը բոլոր մյուս հանգույցներին:
- 5) Հանգույցներն ընդունում են բլոկը միայն այն դեպքում, եթե դրանում կատարված բոլոր գործառնությունները վավեր են, և որոնց դրամական միջոցները դեռ չեն ծախսվել:
- 6) Հանգույցները բլոկի վերաբերյալ հայտնում են համաձայնություն և միևնույն ժամանակ աշխատում շղթայում նոր բլոկ ստեղծել օգտագործելով ընդունված բլոկի հեշը՝ որպես նախորդ հեշ:

Հանգույցները միշտ ճշմարիտ են համարում միայն ամենաերկար շղթան և այն շարունակաբար ընդլայնում են: Եթե երկու հանգույցները համաժամանակորեն հեռարձակում են հաջորդ բլոկի այլատեսակ տարբերակներ, որոշ հանգույցներ կարող են սկզբում ստանալ մեկը, իսկ հետո՝ մյուսը: Այդ դեպքում հանգույցներից յուրաքանչյուրը աշխատում է շղթայի իր ստացած առաջին տարբերակի հետ՝ փրկելով մյուս ճյուղը այն դեպքում, եթե վերջինս ավելի վաղ էր սկսել երկարել: Այս կապը կիսովի, եթե հայտնաբերվի հաջորդ աշխատանքի ապացույցը, և մյուս ճյուղը կերկարի: Մյուս ճյուղի հետ աշխատող հանգույցները այնուհետև անցում կկատարեն ավելի երկար ճյուղին:

Նոր գործառնությունների հեռարձակումը դեպի բոլոր հանգույցներ պարտադիր չէ: Քանի դեռ նրանք հասնում են բազմաթիվ հանգույցների, նրանք շուտով կհայտնվեն բլոկում: Բլոկերի հեռարձակումները նաև հանդուրժող են բաց թողնված հաղորդագրությունների նկատմամբ: Եթե հանգույցը բլոկ չի ստանում, ապա այն կպահանջի այն, իսկ երբ ստանա հաջորդ բլոկը, կհասկանա, որ մեկը բաց է թողել:

## **6. Խրախուսանք (Incentive)**

Ըստ պայմանական համաձայնության՝ բլոկի առաջին գործառնությունը հատուկ գործառնություն է, որը ստեղծում է նոր մետաղադրամ, իսկ վերջինս պատկանում է բլոկի ստեղծողին: Սա խրախուսում է հանգույցներին աջակցել ցանցին և հնարավորություն է տալիս սկզբնական շրջանում մետաղադրամները մտցնել շրջանառության մեջ, քանի որ չկա դրանք թողարկող կենտրոնական մարմին: Շրջանառության մեջ գտնվող մետաղադրամների քանակի կայուն աճը կարելի է համեմատել ոսկու արդյունահանման հետ, որտեղ ոսկու կրիպտոհանքափորները ներդնում են իրենց միջոցները այդ շրջանառության մեջ: Մեր դեպքում, այդ գործառնությամբ իրականացնում են ԿՄՀ-ի ծախսվող ժամանակն ու էլեկտրաէներգիան:

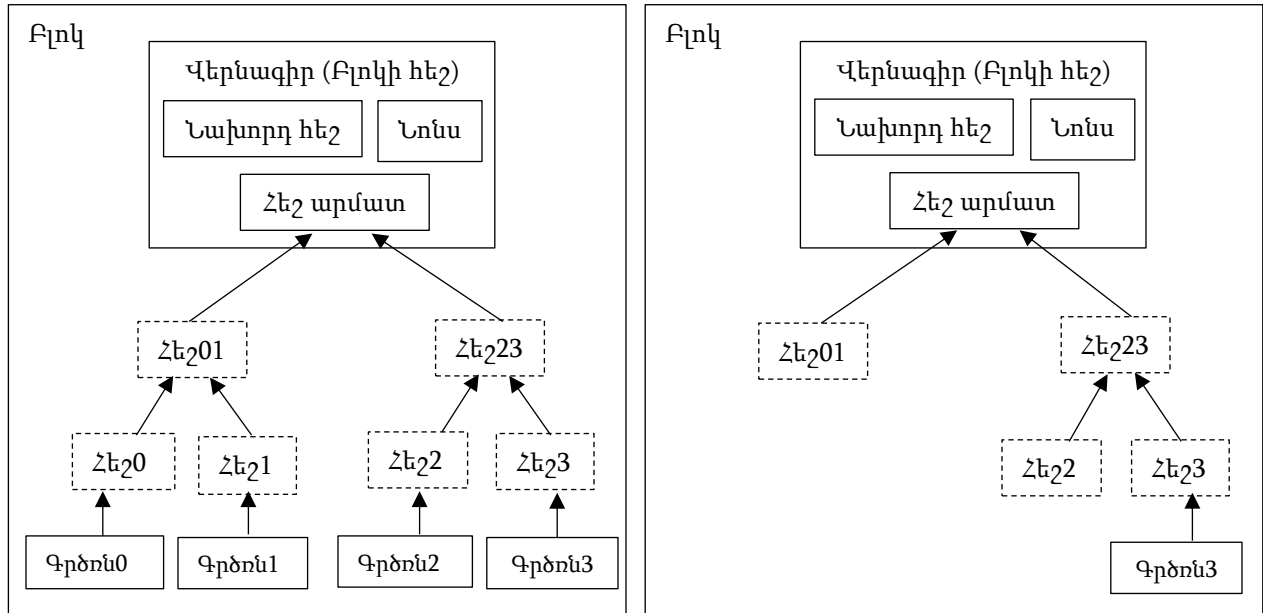
Խրախուսանքը կարող է ֆինանսավորվել նաև գործառնությունների վճարներով: Եթե գործառնության ելքային արժեքը փոքր է դրա մուտքային արժեքից, ապա տարբերությունը գործառնության վճարն է, որը ավելացվում է այդ գործառնությունը պարունակող բլոկի խրախուսական արժեքին: Երբ կանխորոշված թվով մետաղադրամներ մտնեն շրջանառության մեջ, խրախուսանքը կարող է ամբողջովին տրամադրվել գործառնության վճարներից և լիովին գերծ մնալ գնաճից:

Խրախուսանքը կարող է օգնել «քաջալերել» հանգույցներին ազնիվ մնալ: Եթե ազահի հարձակվողը կարողանա հավաքել ավելի շատ ԿՄՀ հզորություն, քան բոլոր ազնիվ հանգույցները, նա պետք է ընտրի հետևյալ երկու տարբերակների միջև. օգտագործել այդ ռեսուրսը մարդկանց խաբելու համար՝ իր իսկ վճարումները ետ գողանալով, կամ օգտագործել այն նոր մետաղադրամներ թողարկելու համար: Նրա համար ավելի շահավետ կլինի հետևել խաղի կանոններին, և առաջնորդվել այնպիսի կանոններով, որոնք իրեն կշնորհեն ավելի շատ նոր մետաղադրամներ, քան բոլորինը միասին վերցրած՝ համակարգին և սեփական հարստության վավերականությանը ծանրագույն վնաս պատճառելու փոխարեն:

## **7. Կոշտ սկավառակի ծավալի տնտեսում**

Երբ մետաղադրամի վերջին գործառնությունը ընկնում է բավականաչափ թվով բլոկների տակ, դրանից առաջ ծախսված գործառնությունները կարելի է ջնջել՝ կոշտ

սկավառակի ծավալը տնտեսելու համար: Դա հեշտացնելու համար՝ առանց բլոկի հեշը կոտրելու, գործառնությունները հեշավորվում են Մերքլի հեշ-ծառում (Merkle tree<sup>5</sup>) [7][2][5]՝ բլոկի հեշի մեջ ներառելով միայն արմատը: Այնուհետև, հին բլոկների ծավալը կարելի է սեղմել՝ կտրելով ծառի ճյուղերը: Ներքին հեշերը պահելու անհրաժեշտություն չկա:



Մերքլի ծառի հեշավորված գրծոն.

Գրծոն0-2ը բլոկից կտրելուց հետո

Առանց գործառնությունների՝ բլոկի վերնագիրը կկազմի մոտ 80 բայթ: Եթե ենթադրենք, որ բլոկները ստեղծվում են 10 րոպե մեկ, ապա տարեկան ստացվում է  $80 \text{ բայթ} * 6 * 24 * 365 = 4,2 \text{ ՄԲ}$ : Հաշվի առնելով այն, որ 2008 թ.-ի դրությամբ համակարգիչները միջինում վաճառվում են 2 ԳԲ օպերատիվ հիշողությամբ, և Մուրի օրենքը, որը կանխատեսում է տարեկան 1,2 ԳԲ ընթացիկ աճ, տվյալների պահպանումը չպետք է խնդիր լինի, նույնիսկ եթե բլոկի վերնագրերը պահվեն հիշողության մեջ:

## 8. Վճարման պարզեցված ստուգում

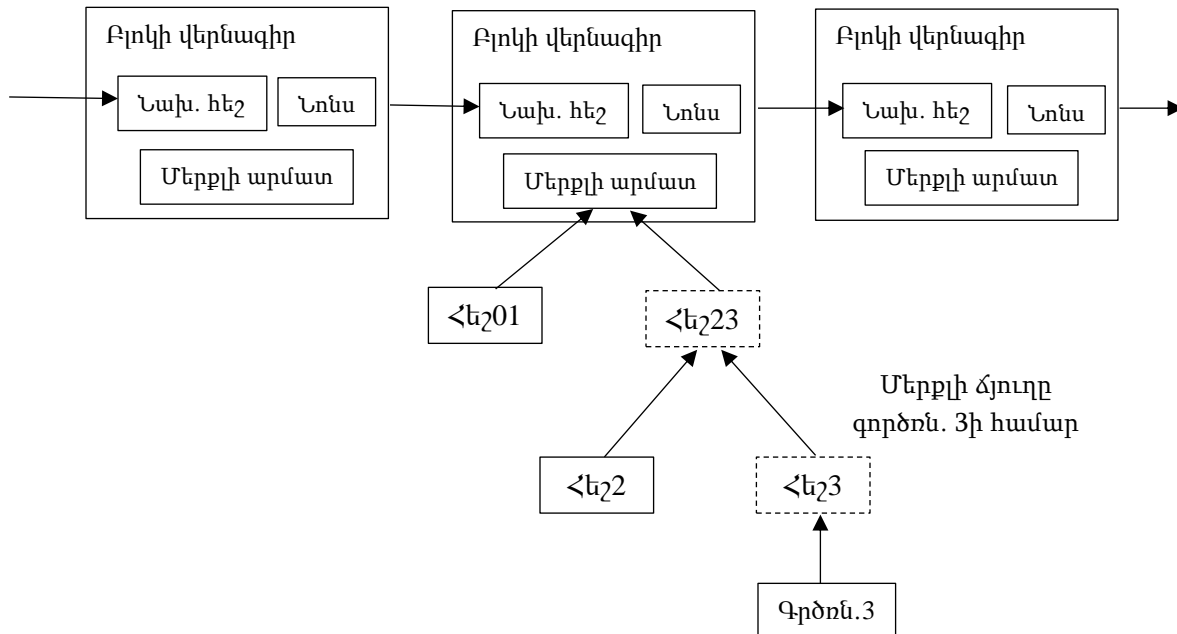
Հնարավոր է ստուգել վճարումները՝ առանց ողջ ցանցային հանգույցը գործարկելու: Օգտատերը միայն պետք է պահպանի աշխատանքի ապացույցի ամենաերկար շղթայի բլոկների վերնագրերի պատճենները, որոնք նա կարող է ստանալ ցանցի

<sup>5</sup> Հեշ ծառ, որում յուրաքանչյուր «տերև» (հանգույց) պիտակավորված է տվյալների բլոկի ծածկագրային հեշով:



հանգույցների հարցումով, մինչև համոզվի, որ իր մոտ է ամենաերկար շղթան, և ստանալ Մերքլի ճյուղը, որը կապում է գործառնությունը այն բլոկի հետ, որում այն ժամանակագրվել է: Օգտատերը ինքնուրույն չի կարող ստուգել գործառնությունը, սակայն ստանալով բլոկի հղումը՝ նա կարող է հավաստել, որ ցանցի հանգույցն այն ընդունել է, և դրանից հետո ավելացված բլոկները հետագայում հաստատում են, որ ցանցն ընդունել է տվյալ գործառնությունը:

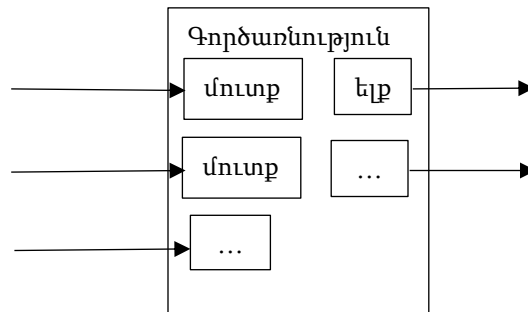
Աշխատանքի ապացույցի ամենաերկար շղթան



Ստուգման այս մեթոդը հուսալի է, քանի դեռ ազնիվ հանգույցները վերահսկում են ցանցը, սակայն այն ավելի խոցելի է, եթե ցանցում հարձակվողն ունի ռեսուրսների գերակշռություն: Թեև ցանցային հանգույցները կարող են ինքնուրույնաբար ստուգել գործառնությունները, ստուգման պարզեցված մեթոդը կարող է խաբվել հարձակվողի կեղծված գործառնություններով այնքան ժամանակ, քանի դեռ հարձակվողը շարունակում է վերահսկել ցանցը: Սրանից պաշտպանվելու ռազմավարություններից մեկը ցանցային հանգույցներից զգուշացումներ ընդունելն է, երբ նրանք հայտնաբերում են անվավեր բլոկ: Այս ամենն օգտատիրոջ համակարգչի ծրագրակազմին (software) թույլ կտա ներբեռնել ամբողջական բլոկը, իսկ զգուշացված գործառնություններին՝ հաստատել կեղծ տվյալների առկայությունը: Հաճախակի վճարումներ ստացող ձեռնարկությունները, հավանաբար, դեռ կցանկանան գործարկել իրենց սեփական հանգույցները՝ ավելի կայուն անվտանգության և ստուգման ավելի մեծ արագության համար:

## 9. Արժեքների համակցում և բաժանում

Թեև հնարավոր կլիներ մետադադրամներով կառավարել առանձին-առանձին, յուրաքանչյուր փոխանցվող ցենտի համար առանձին գործառնություն կատարելը բարդ կլիներ: Արժեքների բաժանումն ու համակցումը իրականացնելու նպատակով՝ գործարքները պարունակում են բազմաթիվ մուտքեր և ելքեր: Մովորաբար նախորդ, ավելի մեծ գործառնությունից տեղի է ունենում մեկ մուտքագրում, կամ մի քանի մուտքեր, որոնք համակցում են ավելի փոքր գումարներ, և առավելագույնը երկու ելք. մեկը վճարման համար, իսկ մյուսը՝ մանրը (առկայության դեպքում) վճարողին վերադարձնելու:



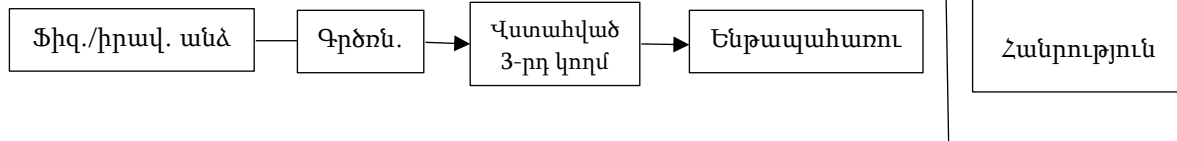
Հարկ է նշել, որ «fan-out»<sup>6</sup>-ը, որի ժամանակ մեկ գործառնությունը կախված է մի քանի գործառնությունից, իսկ դրանք էլ՝ ավելի մեծ թվով գործառնություններից, այս դեպքում խնդիր չէ: Գործառնության պատմության ամբողջական օրինակի դուրս բերման անհրաժեշտություն երբեք չկա:

## 10. Գաղտնիություն

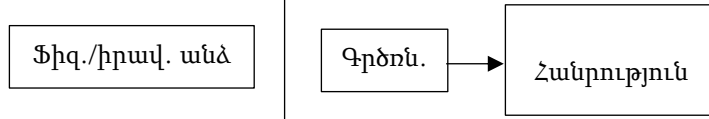
Ավանդական բանկային մոդելը ապահովում է գաղտնիություն՝ սահմանափակելով տեղեկատվության հասանելիությունը ներգրավված կողմերի և վստահված երրորդ կողմի համար: Բոլոր գործառնությունները հրապարակայնորեն հայտարարելու անհրաժեշտությունը բացառում է վերոնշյալ մեթոդի կիրառումը, սակայն գաղտնիությունը դեռևս կարող է պահպանվել՝ խաթարելով տեղեկատվական հոսքը դեպի մեկ այլ կետ, եթե անանուն են պահվել հանրային բանալիները: Հանրությանը հասանելի կլինի միայն այն, որ ինչ-որ մեկը գումար է ուղարկում մեկ ուրիշին՝ առանց գործառնության մասնակիցների մասին տեղեկատվության: Մա նման է ֆոնդային սակարանների (բորսա) կողմից հրապարակված տեղեկատվությանը, որտեղ հանրայնացվում են առանձին գործառնությունների ժամանակն ու ծավալը՝ առանց նշելու, թե ում միջև են տեղի ունեցել գործառնությունները:

<sup>6</sup> Մուտքերի թիվը, որոնք կարող են միացվել տվյալ ելքին

Գաղտնիության ավանդական մոդել



Գաղտնիության նոր մոդել



Որպես լրացուցիչ firewall<sup>7</sup> (հրարգելիչ) պաշտպանություն, յուրաքանչյուր գործառնության համար պետք է օգտագործվի նոր բանալիների զույգ, որը կկանխարգելի տարբեր վճարումների կապն իրենց ընդհանուր սեփականատիրոջ հետ: Բազմամուտքային գործառնությունների դեպքում որոշ կապեր դեռևս անխուսափելի են. դրանք անպայման ցույց են տալիս, որ իրենց մուտքերը պատկանում էին նույն սեփականատիրոջը: Հնարավոր վտանգը բանալիի սեփականատիրոջ բացահայտման մեջ է. այդ դեպքում կապը կարող է բացահայտել այլ գործառնություններ, որոնք պատկանել են նույն սեփականատիրոջը:

## 11. Հաշվարկներ

Մենք դիտարկում ենք այն սցենարը, երբ հարձակվողը ազնիվ շղթայից ավելի արագ է փորձում այլընտրանքային շղթա ստեղծել: Նույնիսկ եթե նա հասնի իր նպատակին, դա համակարգը բաց ու հասանելի չի դարձնում կամայական փոփոխությունների համար. օրինակ՝ օղից արժեքներ ստեղծելու կամ այլ մարդկանց մետադադրամները յուրացնելու համար: Հանգույցները չեն ըղնունի անվավեր գործառնությունը կամ այն բլոկը, որը պարունակում է այդ գործառնությունը: Հարձակվողը կարող է միայն փորձել փոխել իր սեփական գործառնություններից մեկը՝ վերջերս ծախսած գումարը ետ վերցնելու նպատակով:

Ազնիվ շղթայի և հարձակվողի միջև մրցավազքը կարելի է բնութագրել որպես Երկանդամ պատահական պրոցես<sup>8</sup> (Binomial Random Walk): Հաջող իրադարձությունն (event) այն է, երբ ազնիվ շղթան երկարացվում է մեկ բլոկով՝ մեծացնելով իր առաջատարությունը +1-ով, իսկ ձախողված իրադարձությունն այն է, երբ հարձակվողի շղթան է երկարացվում մեկ բլոկով՝ նվազեցնելով բացը (gap) -1-ով:

<sup>7</sup> այն պաշտպանում է (ցանցը կամ համակարգը) անօրինական մուտքից

<sup>8</sup> Մաթ. «Պատահական պրոցեսը» մաթեմատիկական օբյեկտ է, որը նկարագրում է մի ուղի, որը բաղկացած է պատահական քայլերից որոշ մաթեմատիկական տարածության վրա, ինչպիսին օրինակ ամբողջ թվերն են:

Հավանականությունը, որ հարձակվողը մի քանի բլոկի տարբերությունը կկրճատի նման է Խաղացողի սնանկացման խնդրին<sup>9</sup> (Gambler's Ruin Problem): Ենթադրենք՝ անսահմանափակ վարկով խաղամուրը սկսում է պակասորդով և անսահման թվով փորձեր է ձեռնարկում, որպեսզի խաղի ընթացքում պարտված միջոցները վերականգնի: Հարձակվողի՝ հաջողության և ազնիվ մասնակիցներին հասնելու հավանականությունը հաշվարկվում է հետևյալ կերպ [8].

$p$  = հավանականություն, որ ազնիվ հանգույցը կգտնի հաջորդ բլոկը

$q$  = հավանականություն, որ հարձակվողը կգտնի հաջորդ բլոկը

$q_z$  = հավանականություն, որ հարձակվողը երբևէ կհասնի  $z$  թվով բլոկներին

$$q_z = \begin{cases} 1 & \text{if } p \leq q \\ (q/p)^z & \text{if } p > q \end{cases}$$

Հաշվի առնելով մեր ենթադրությունը, որ  $p > q$ , հավանականությունը ցուցայնորեն նվազում է, քանի որ այն բլոկների թիվը, որոնց հարձակվողը պետք է հասնի, աճում է: Քանի որ համակարգը ամբողջովին գործում է հարձակվողի դեմ, առանց մեծ ուժով առաջ նետվելու՝ նրա հաղթանակի հնարավորությունները հոդս են ցնդում, մինչ նա շարունակաբար ետ է մնում:

Այժմ մենք կուսումնասիրենք, թե նոր գործառնության ստացող կողմը որքան պետք է սպասի, նախքան լիովին վստահ լինելը, որ ուղարկողը չի կարող փոխել գործառնությունը: Ենթադրենք՝ ուղարկողը հարձակվողն է, որը ցանկանում է, որ ստացողը հավատա, որ վճարումը կատարվել է, այնուհետև փոխել գործառնությունը՝ վերադարձնելով գումարն ինքն իրեն: Երբ այս ամենը տեղի է ունենում, ստացողին ուղարկվում է զգուշացում, մինչդեռ հարձակվող-ուղարկողը լիահույս է, որ արդեն շատ ուշ է:

Ստացողը ստեղծում է նոր բանալիների զույգ և ստորագրումից անմիջապես առաջ հանրային բանալին տալիս է ուղարկողին: Սա թույլ չի տալիս ուղարկողին նախապես պատրաստել բլոկների շղթա՝ շարունակաբար աշխատելով դրա վրա, մինչև նրան հաջողվի բավականաչափ առաջ ընկնել, և թույլ չի տա կատարել գործառնությունն այդ պահին: Երբ գործառնությունն ուղարկվել է, խաբեբան սկսում է գաղտնի կերպով աշխատել զուգահեռ շղթայի վրա, որը պարունակում է իր գործառնության այլընտրանքային տարբերակը:

Ստացողը սպասում է, մինչև գործառնությունը ավելացվի բլոկին, իսկ  $z$  բլոկները կցվեն դրա ետևից: Նա չգիտի հարձակվողի առաջընթացի ճշգրիտ չափը, բայց

<sup>9</sup> Հավանականության տեսության խնդիր

ենթադրելով, որ եթե ազնիվ բլոկների առաջացման միջին արագությունը հայտնի արժեք է, ապա հարձակվողի հավանական առաջընթացը մաթեմատիկական ակնկալիքով ենթարկվում է Պուասոնի բաշխմանը.

$$\lambda = z \frac{q}{p}$$

Որպեսզի ստանանք հարձակվողի՝ ազնիվ հանգույցներին հասնելու հավանականությունը, մենք բազմապատկում ենք նրա ստեղծած բլոկների քանակը այն հավանականությամբ, որ նա կկարողանա լրացնել մնացած տարբերությունը.

$$\sum_{k=0}^{\infty} \frac{\lambda^k e^{-\lambda}}{k!} \left\{ \begin{array}{ll} (q/p)^{(z-k)} & \text{if } k \leq z \\ 1 & \text{if } k > z \end{array} \right\}$$

Վերախմբավորում ենք՝ բաշխման անսահման «պոչը» համակցելուց խուսափելու համար...

$$1 - \sum_{k=0}^z \frac{\lambda^k e^{-\lambda}}{k!} (1 - (q/p)^{(z-k)})$$

Փոխադրելով C լեզու...

```
#include <math.h>

double AttackerSuccessProbability(double q, int z)
{
    double p = 1.0 - q;
    double lambda = z * (q / p); double
    sum = 1.0;

    int i, k;
    for (k = 0; k <= z; k++)
    {
        double poisson = exp(-lambda); for
        (i = 1; i <= k; i++)

            poisson *= lambda / i;
        sum -= poisson * (1 - pow(q / p, z - k));
    }
    return sum;
}
```

Գործարկելով որոշ արդյունքներ՝ մենք կարող ենք տեսնել, որ հավանականությունը  $z$ -ով ցուցադրվող իջնում է:

$q=0.1$	
$z=0$	$P=1.0000000$
$z=1$	$P=0.2045873$
$z=2$	$P=0.0509779$
$z=3$	$P=0.0131722$
$z=4$	$P=0.0034552$
$z=5$	$P=0.0009137$
$z=6$	$P=0.0002428$
$z=7$	$P=0.0000647$
$z=8$	$P=0.0000173$
$z=9$	$P=0.0000046$
$z=10$	$P=0.0000012$

$q=0.3$	
$z=0$	$P=1.0000000$
$z=5$	$P=0.1773523$
$z=10$	$P=0.0416605$
$z=15$	$P=0.0101008$
$z=20$	$P=0.0024804$
$z=25$	$P=0.0006132$
$z=30$	$P=0.0001522$
$z=35$	$P=0.0000379$
$z=40$	$P=0.0000095$
$z=45$	$P=0.0000024$
$z=50$	$P=0.0000006$

Լուծելով  $P < 0,1\%$ ՝ մենք ստանում ենք.

$P < 0.001$	
$q=0.10$	$z=5$
$q=0.15$	$z=8$
$q=0.20$	$z=11$
$q=0.25$	$z=15$
$q=0.30$	$z=24$
$q=0.35$	$z=41$
$q=0.40$	$z=89$
$q=0.45$	$z=340$

## 12. Եզրակացություն

Մենք առաջարկեցինք էլեկտրոնային գործառնությունների ապակենտրոնացված և չմիջնորդավորված համակարգ: Ելակետը թվային ստորագրություններից պատրաստված մետաղադրամների սովորական կառուցվածքն է, որը տրամադրում է սեփականության նկատմամբ ուժեղ վերահսկողություն, սակայն առանց կրկնակի ծախսերը կանխելու միջոցի՝ այն թերի է: Այս խնդրին լուծում տալու համար մենք առաջարկեցինք մասնակիցը մասնակցին (peer-to-peer) ցանց՝ օգտագործելով աշխատանքի ապացույցը (proof-of-work), որպեսզի գրանցենք գործառնությունների հանրային պատմությունը, որը փոխելը հարձակվողի համար դառնում է հաշվողականորեն անիրագործելի, եթե ազնիվ հանգույցները վերահսկում են

ԿՄՀ-ի հզորության մեծ մասը: Ցանցն ամուր է իր կառուցվածքի պարզությամբ: Հանգույցներն աշխատում են միանգամից՝ քիչ համակարգվածությամբ: Նրանց նույնականացման անհրաժեշտություն չկա, քանի որ հաղորդագրությունները չեն ուղղորդվում դեպի որևէ հստակ կետ և պետք է առաքվեն միայն «best effort» համաձայնության հիման վրա: Հանգույցները կարող են դուրս գալ և նորից միանալ ցանցին ցանկացած պահի՝ հաստատելով աշխատանքի ապացույցի շղթան՝ որպես բաց թողնված գործառնությունների պատմության ապացույց: Նրանք քվեարկում են իրենց ԿՄՀ-ի հզորությամբ, վավեր բլոկների նկատմամբ հայտնում համաձայնություն՝ միևնույն ժամանակ աշխատելով ընդլայնել բլոկը, և մերժում անվավեր բլոկները՝ հրաժարվելով դրանք շարունակել: Որևէ անհրաժեշտ կանոն և խրախուսանք կարող է գործարկվել այս համաձայնության (կոնսենսուսի) մեխանիզմով:

## Օգտագործված գրականության ցանկ

- [1] W. Dai, "b-money," <http://www.weidai.com/bmoney.txt>, 1998.
- [2] H. Massias, X.S. Avila, and J.-J. Quisquater, "Design of a secure timestamping service with minimal trust requirements," In *20th Symposium on Information Theory in the Benelux*, May 1999.
- [3] S. Haber, W.S. Stornetta, "How to time-stamp a digital document," In *Journal of Cryptology*, vol 3, no2, pages 99-111, 1991.
- [4] D. Bayer, S. Haber, W.S. Stornetta, "Improving the efficiency and reliability of digital time-stamping," In *Sequences II: Methods in Communication, Security and Computer Science*, pages 329-334, 1993.
- [5] S. Haber, W.S. Stornetta, "Secure names for bit-strings," In *Proceedings of the 4th ACM Conference on Computer and Communications Security*, pages 28-35, April 1997.
- [6] A. Back, "Hashcash - a denial of service counter-measure," <http://www.hashcash.org/papers/hashcash.pdf>, 2002.
- [7] R.C. Merkle, "Protocols for public key cryptosystems," In *Proc. 1980 Symposium on Security and Privacy*, IEEE Computer Society, pages 122-133, April 1980.
- [8] W. Feller, "An introduction to probability theory and its applications," 1957.