

Распределение Fee на большом временном интервале

Апрель 1, 2018

Аннотация

Пусть fee - непрерывная случайная величина ≥ 0 .

1 Введение

При функционировании сети блокчейн стремление времени t к $+\infty$ эквивалентно количеству опытов m по достижению консенсуса на текущий момент t . Тогда $t \rightarrow \infty \sim m \in \mathbb{N}$. Если в момент t_m определяется мастер-узел и эскорт m раз с начала функционирования сети, то m и есть условное "время".

Задача.

Доказать, что при $t \rightarrow +\infty (m \rightarrow +\infty)$ конечный узел из множества B_n получит fee в соответствии с распределением $f(fee)$ и своим "присутствием" в сети.

Решение.

Будем считать fee непрерывной случайной величиной, распределенной во времени, т.е. случайным процессом. Если в общем случае $fee(t)$ - нестационарный случайный процесс с функцией плотности $f(fee, t)$. В момент времени $t^* f = f(fee, t^*)$ - плотность распределения случайной величины fee с параметрами, значения которых достигнуты к моменту t^* (плотности вероятности в "сечении" t^* случайного процесса $fee(t)$).

Поскольку в силу равномерности распределения номеров узлов в B_n каждый узел в \forall момент t_m может стать мастер-узлом с одинаковой вероятностью $\frac{1}{n}$, n - фиксированное натуральное число, то fee , получаемая m -узлом после закрытия блока зависит только от $f(fee, t^*), t^* = t_n$. Если предположить, что все узлы из B_n постоянно находятся в сети, то все они находятся в равном положении и с одинаковой вероятностью получают fee в одном и том же диапазоне (разумеется m должно быть "достаточно велико" $m \gtrsim n$) независимо от стационарности или нестационарности случайного процесса $fee(t)$.

Рассмотрим случай стационарного нормального случайного процесса $fee(t)$ с постоянным математическим ожиданием M_{fee} и среднеквадратическим отклонением σ_{fee} . Тогда \forall узел в момент закрытия блока, соответствующего моменту t_m выбора m -узла и эскорта, получает fee в диапазоне $(M_{fee} - 3\sigma_{fee}, M_{fee} + 3\sigma_{fee})$ с вероятностью $\frac{\Phi(\frac{3}{n})}{n} \approx \frac{0,997}{n}$. Обозначим полученную fee как fee_m .

Если некоторый узел выбирался m -узлом \bar{m} раз к моменту t_m , но принял задачу по закрытию блока \tilde{m} раз ($\tilde{m} \leq \bar{m}$) то за закрытие текущего блока он получает $\gamma = \frac{\tilde{m}}{\bar{m}} fee_m$. Остаток $\frac{\bar{m}-\tilde{m}}{\bar{m}} fee_m$ суммируется со значением fee_{m+1} . Это можно назвать - правило мотивации узла.

В случае нестационарного случайного процесса $fee(t)$ ситуация с постоянно подключёнными узлами в смысле равновероятности получения fee (по сравнению с остальными узлами) не изменится. Если же некоторый узел на каких-то интервалах времени не принимал задание, т.е. был вне сети ($\tilde{m} < \overline{m}$), то, например, в случае роста $M_{fee}(t)$ и/или сокращения $\sigma_{fee}(t)$ узел отключавшийся при больших временах чаще, чем при малых, то он потеряет в вознаграждении гораздо больше, чем постоянно подключённые узлы по сравнению со случаем стационарного случайного процесса $fee(t)$. Но это произойдёт только по "вине" самого узла.

Список литературы

- [1] Satoshi Nakamoto (2009). "Bitcoin: A Peer-to-Peer Electronic Cash System". www.bitcoin.org .
- [2] (2018.01.10). "Transactions Speeds: How Do Cryptocurrencies Stack Up To Visa or PayPal?". <https://howmuch.net/articles/crypto-transaction-speeds-compared> .
- [3] BitFury Group (2015.09.13). "Proof of Stake versus Proof of Work". <http://bitfury.com/content/5-white-papers-research/pos-vs-pow-1.0.2.pdf> .
- [4] Andrew Miller, Yu Xia, Kyle Croman, Elaine Shi, Dawn Song (2016). "The Honey Badger of BFT Protocols". <https://eprint.iacr.org/2016/199.pdf> .
- [5] Leslie Lamport, Robert Shostak, Marshall Pease (1982). "The Byzantine Generals Problem". ACM Transactions on Programming Languages and Systems. T.4, 3: 382–401 .
- [6] National Institute of Standards and Technology. SHA-3 Standard: Permutation-Based Hash and Extendable-Output Functions. <https://nvlpubs.nist.gov/nistpubs/FIPS/NIST.FIPS.202.pdf> .
- [7] S.Josefsson, I.Liusvaara. "Edwards-Curve Digital Signature Algorithm (EdDSA)". IETF RFC. <https://tools.ietf.org/html/rfc8032> .