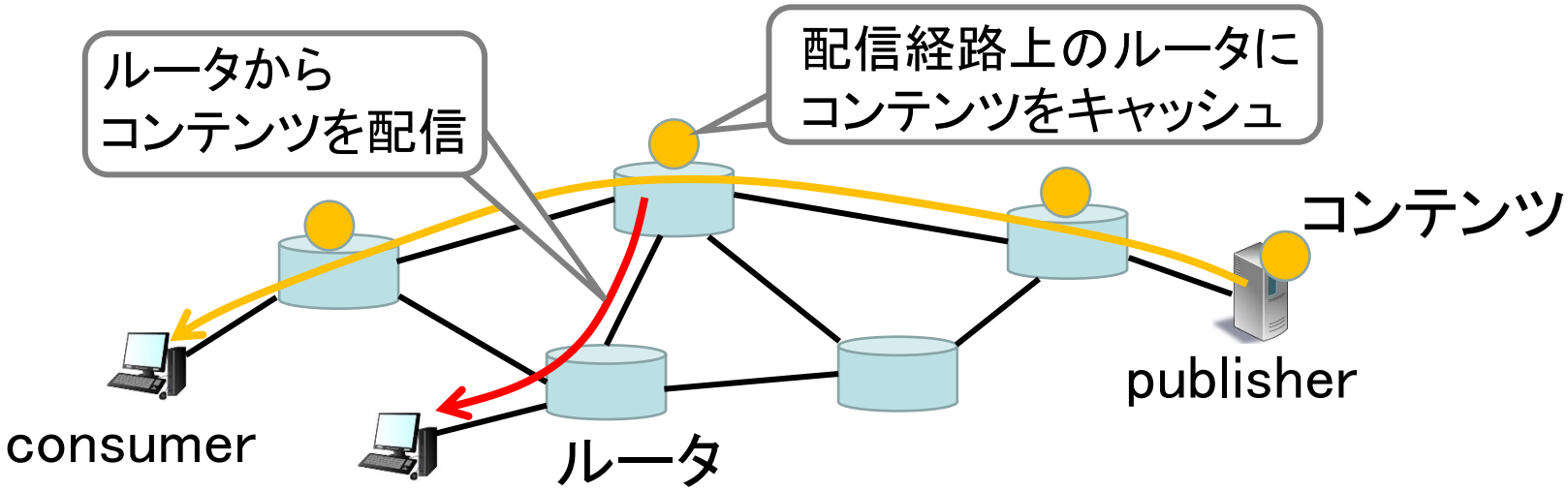
ICNにおけるIOTAを用いたコンテンツ名管理方式

立命館大学

岡田鉄平 上山憲昭

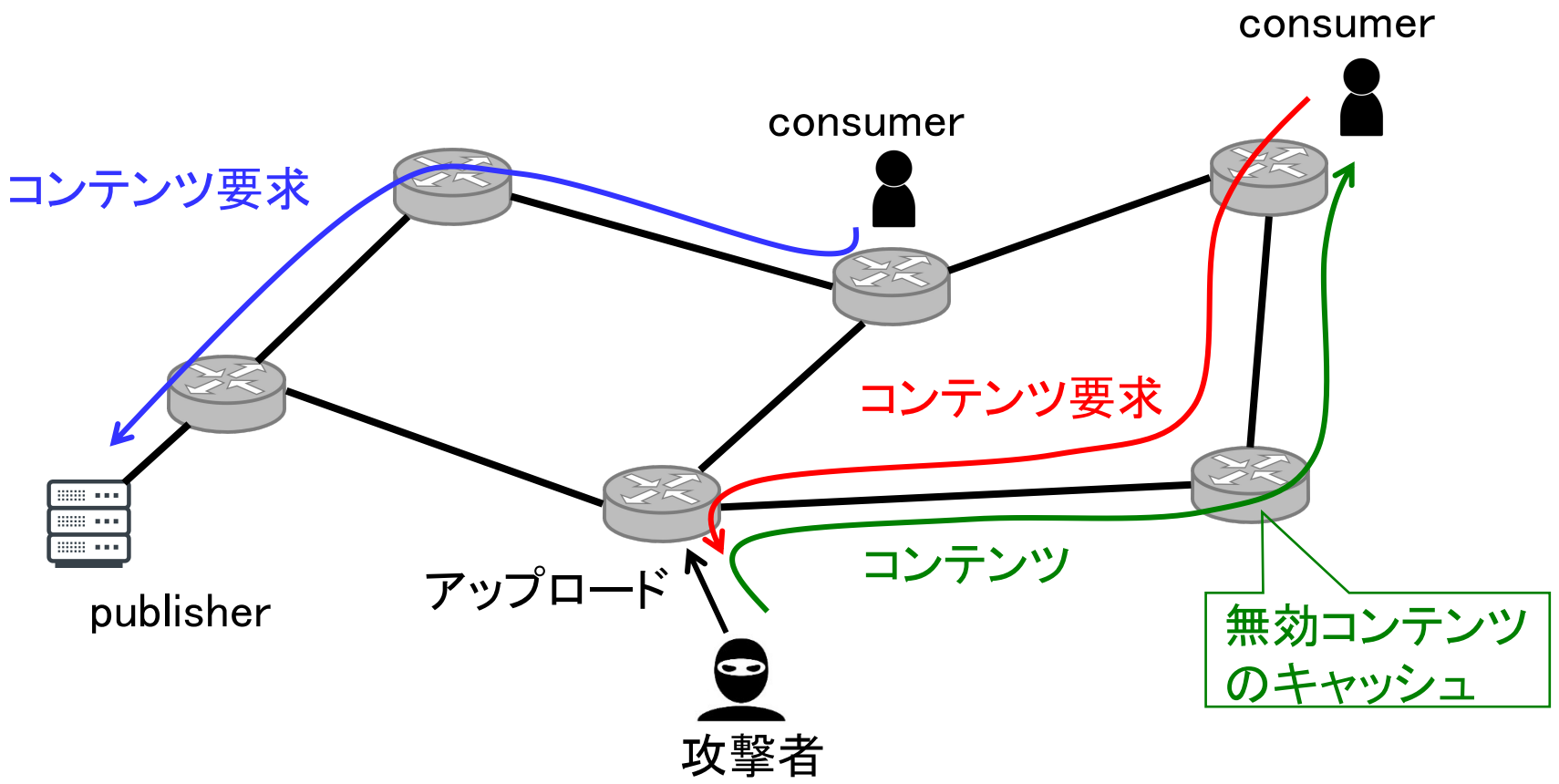
研究背景 (1/3)

- 情報指向ネットワーク(ICN: information-centric networking)
  - 要求されたコンテンツの名称をもとに配信者(publisher)からコンテンツ要求者(consumer)にコンテンツを転送
  - 経由するルータにコンテンツをキャッシュしながら配信



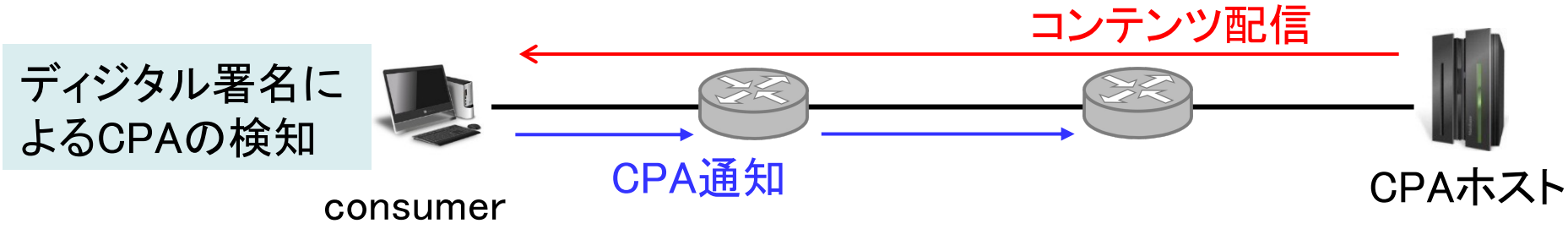
研究背景 (2/3)

- ICNでは，誰もがpublisherとしてコンテンツをアップロード可能
- 正当なpublisherを騙る攻撃者が，実在するコンテンツ名でfakeコンテンツをアップロードし，キャッシュの機能を低下→CPA (content poisoning attack)



研究背景 (3/3)

- consumerが公開鍵暗号を用いたディジタル署名によりコンテンツの正当性を判断し，不当コンテンツをルータに通知※1



- コンテンツと紐づいた公開鍵から生成されたディジタル署名と一致する偽のコンテンツをキャッシュに注入するfake型CPAは検知が困難

- 実在する高人気コンテンツを騙るfakeコンテンツをキャッシュに注入する詐称fake型CPAは対策が困難
  - 公開鍵を管理する認証局の職員が攻撃者と結託し，攻撃者の公開鍵に書き換える
  - アクセス数が多い人気コンテンツが詐称されると，攻撃の影響が大

※1: W. Cui, et al., “Feedback-Based Content Poisoning Mitigation in Named Data Networking”, IEEE ISCC 2018.

研究目的

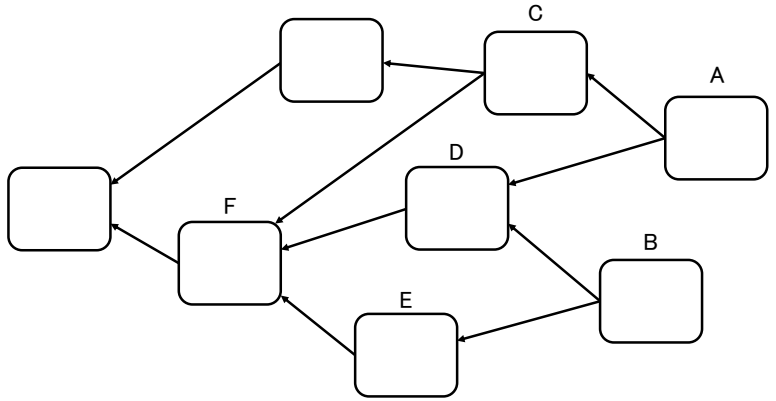
- 詐称fake型CPA: 認証局のような一つの機関のみでデータを管理することが問題

- 登録データの改ざんが困難な分散型台帳技術の一つであるIOTAでコンテンツ名を管理するシステムを提案

- IOTA上での検索時間とメモリ量の増加が懸念→四つの検索方式間での性能評価

IOTA

- 分散型台帳技術の一つ
  - blockchain
    - データ(transaction)をブロックにまとめ，ブロック毎に管理
      - ブロックサイズの制限→処理速度の低下による遅延の増大
    - 承認作業には膨大な量の計算による電力が必要(PoW: proof of work)
  - IOTA
    - transaction毎に管理→高速な処理が可能
    - blockchainほどの計算量を必要としない



- 有向非巡回グラフ(DAG: directed acyclic graph)構造
  - 新しいtransactionが未承認のtransactionであるtipから二つ選択

- IOTAノードがクライアントからtransactionを受け取り，隣接するノードに伝播

tip選択アルゴリズム

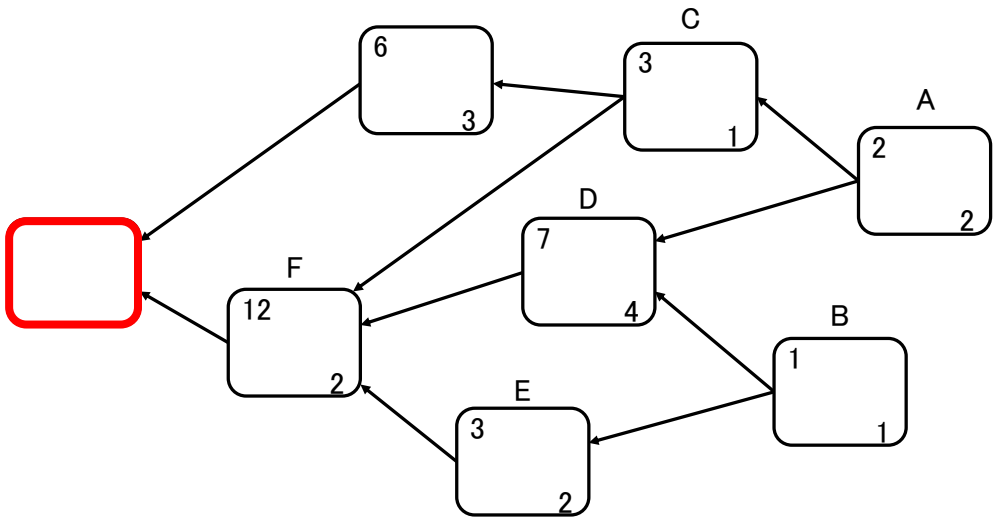
- 一様ランダム(URS: uniform random selection)
  - tipの中からランダムに二つ選択
- 重みなしランダムウォーク(URW: uniform random walk)
  - 最初のtransaction (ジェネシスtransaction)から等確率にtipを選択
- 重みありランダムウォーク(WRW: weighted random walk)
  - transactionの重みを考慮してtipを選択
  - transaction yからxへの遷移確率P_{xy}

$$P_{xy} = \frac{e^{-\alpha(H_x - H_y)}}{\sum_{z:z\to x} e^{-\alpha(H_x - H_z)}}$$

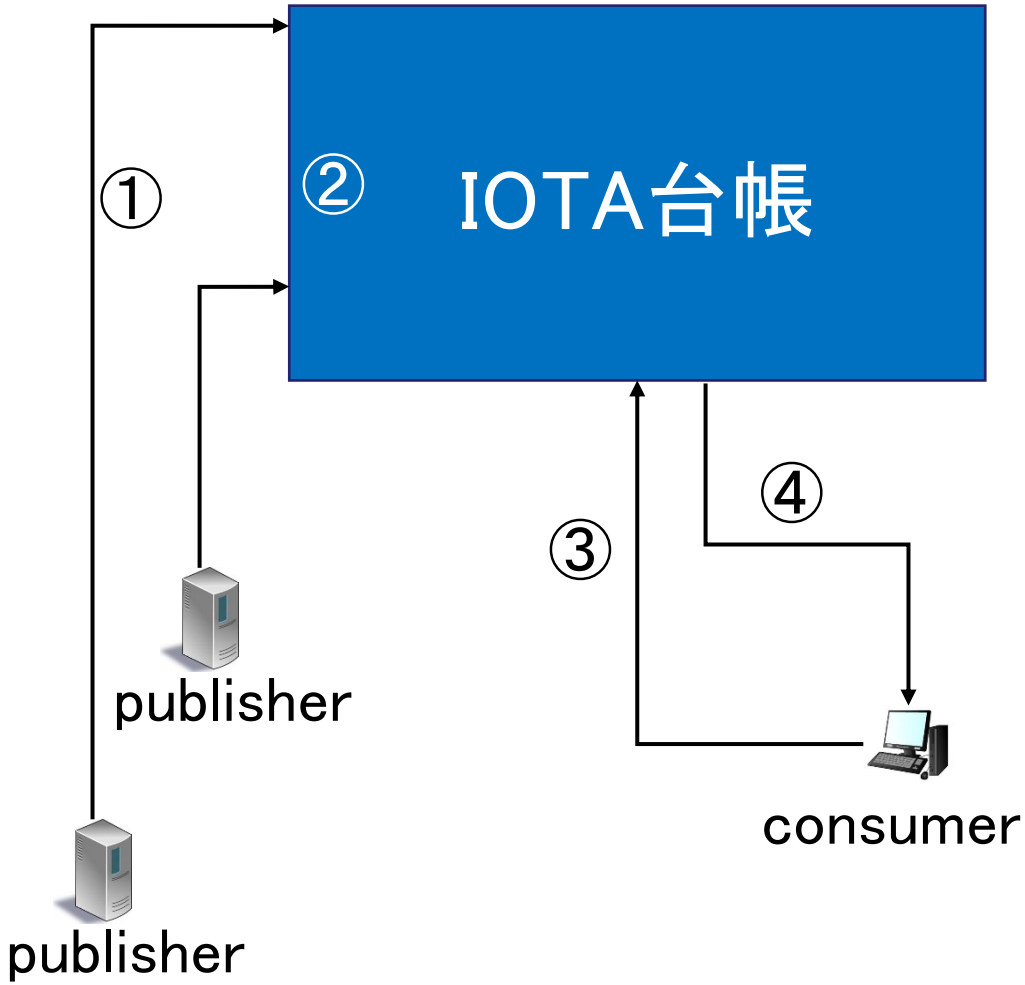
H_x, H_y: transaction x, yの累積重み
$\alpha(\geq 0)$: 累積重みのパラメタ

累積重み

重み



提案方式



① publisherがコンテンツのアップロードに際し，transactionをIOTA台帳に登録

- コンテンツのprefix, ID, 公開鍵, ディジタル署名, コンテンツ名(= prefix + 公開鍵 + ディジタル署名)

② 重複するコンテンツ名の管理を防ぐため，コンテンツのprefixで台帳内を探索

- 重複がある場合，登録を拒否し，なければ登録

③ consumerがコンテンツのprefixを要求し，コンテンツ名を台帳内で探索

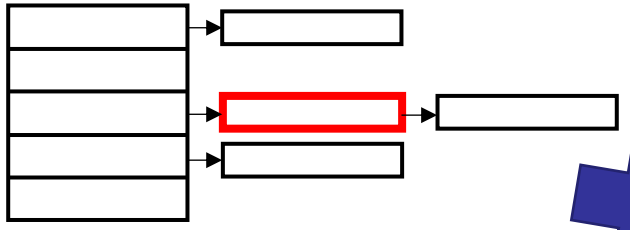
④ 発見したコンテンツ名をconsumerに回答

- そのコンテンツ名で要求パケットであるinterestを送信し，コンテンツを要求

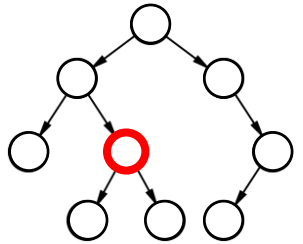
各コンテンツの正当なpublisherをIOTA上で管理

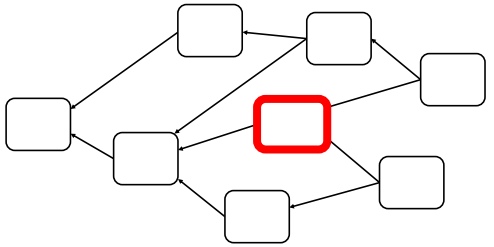
DAGのtransactionの検索法

- コンテンツ名を検索するタイミングは二回
  - publisherによるコンテンツ名登録時
  - consumerによる名前解決時



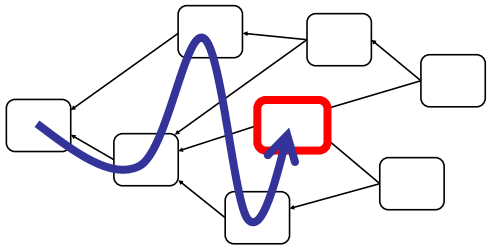
- 四つの探索方式
  - ハッシュチェイン法
  - 二分探索木(bst: binary search tree)

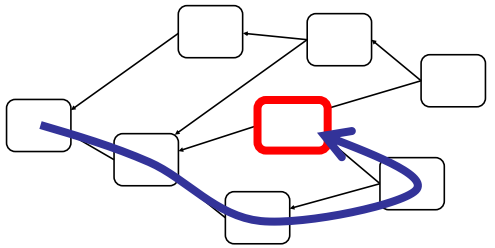




prefixとIDをハッシュテーブルや二分探索木で管理→DAGに直接アクセス

  - 幅優先探索(bfs: breadth-first search)
  - 深さ優先探索(dfs: depth-first search)





transactionにコンテンツ名が管理
→発見後，探索終了

性能評価

- 計算機シミュレーションにより評価
  - 検索時間の実測値の平均値，中央値，上位95%値
  - 必要メモリ量

シミュレーション条件

- コンテンツ名登録時(transaction生成時)
  - コンテンツの名称のセット
    - Alexaのwebページで公開されているアクセス数上位の8,000のwebページ※1を閲覧した際，エラーとならずに表示されたドメイン
  - transaction数: 100, 1,000
  - 遷移確率P_{xy}のパラメタα(重み): 0.1
  - 1秒あたりのtransaction生成数: 50
  - ハッシュチェイン法のテーブルのバケット数: 100

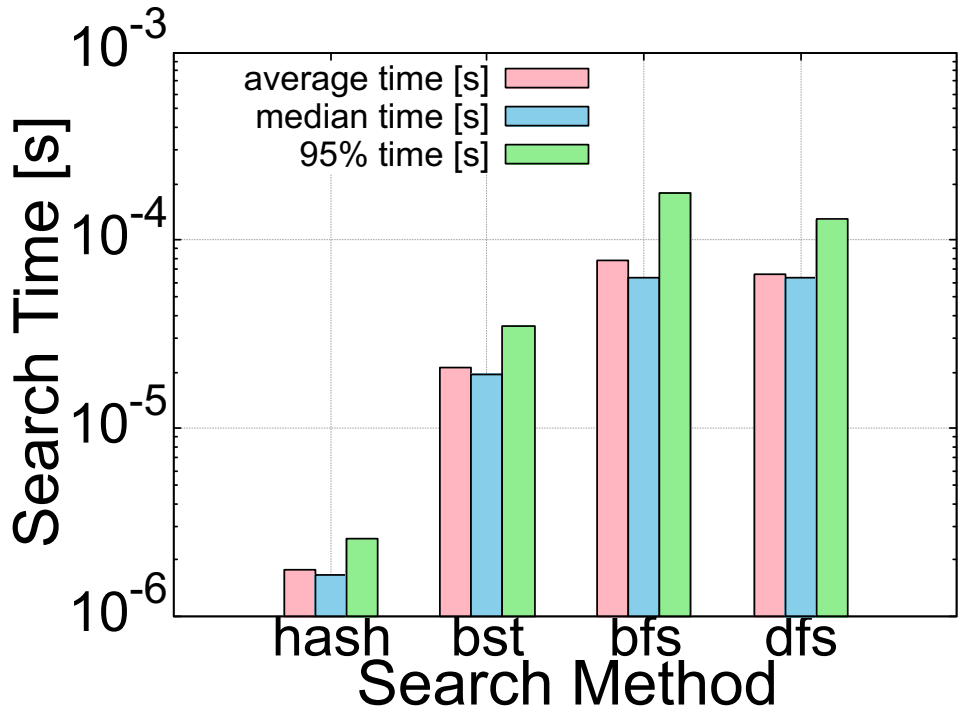
$$P_{xy} = \frac{e^{-\alpha(H_x - H_y)}}{\sum_{z:z \to x} e^{-\alpha(H_x - H_z)}}$$

- consumerによる要求
  - 要求数: 5,000
  - 1秒あたりの要求発生数: 50

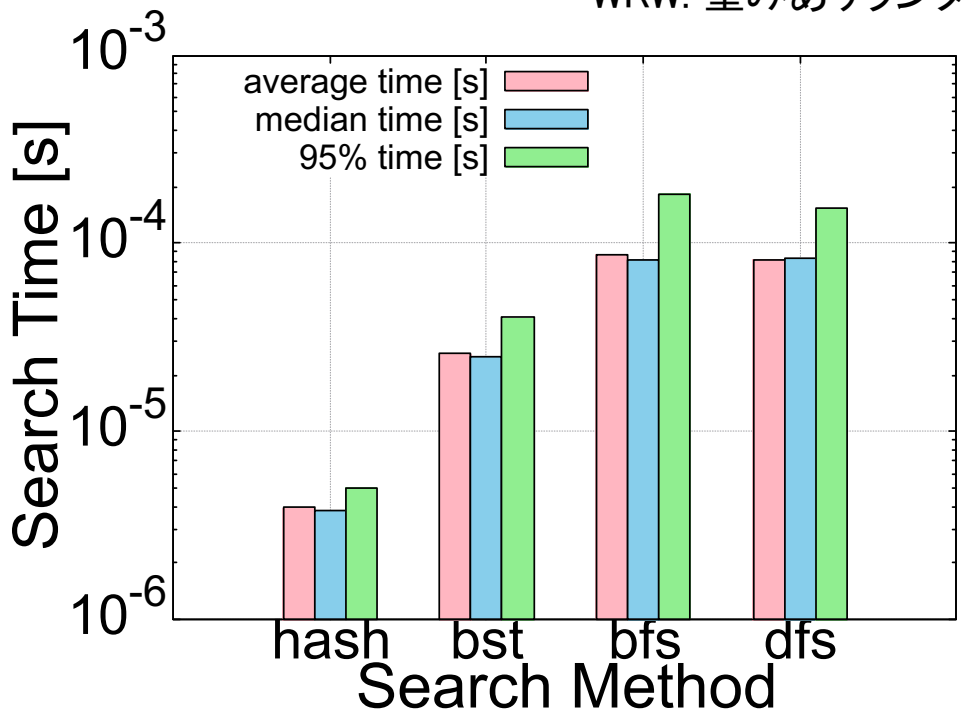
※1: Alexa webpage, https://www.alexa.com/siteinfo.

各探索方式の検索時間 (transaction数=100, WRW)

WRW: 重みありランダムウォーク



(a) コンテンツ名登録時

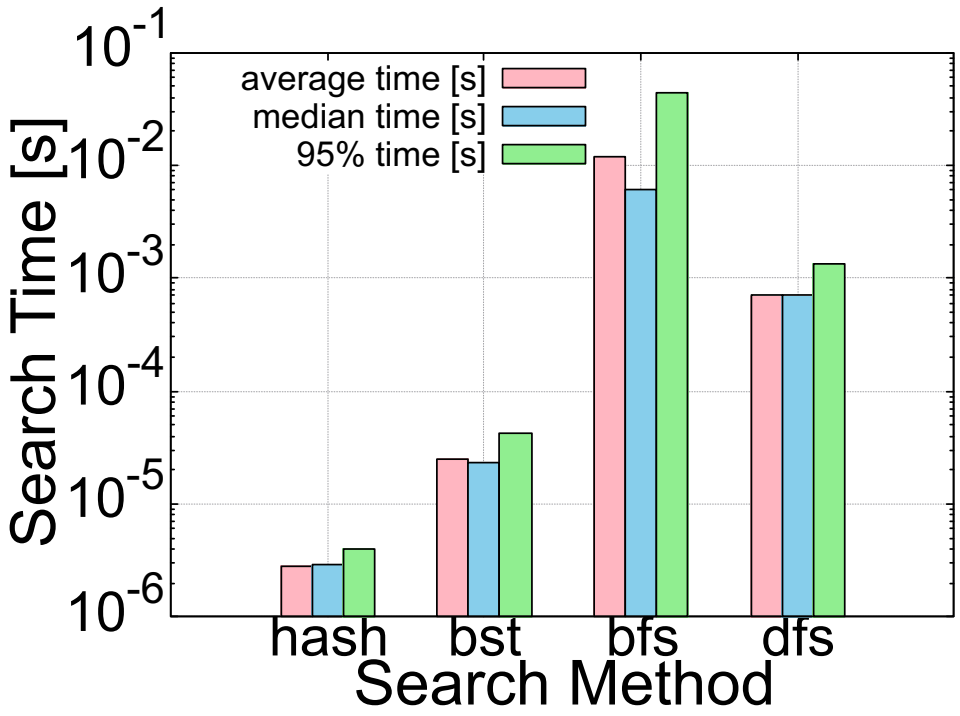


(b) 名前解決時

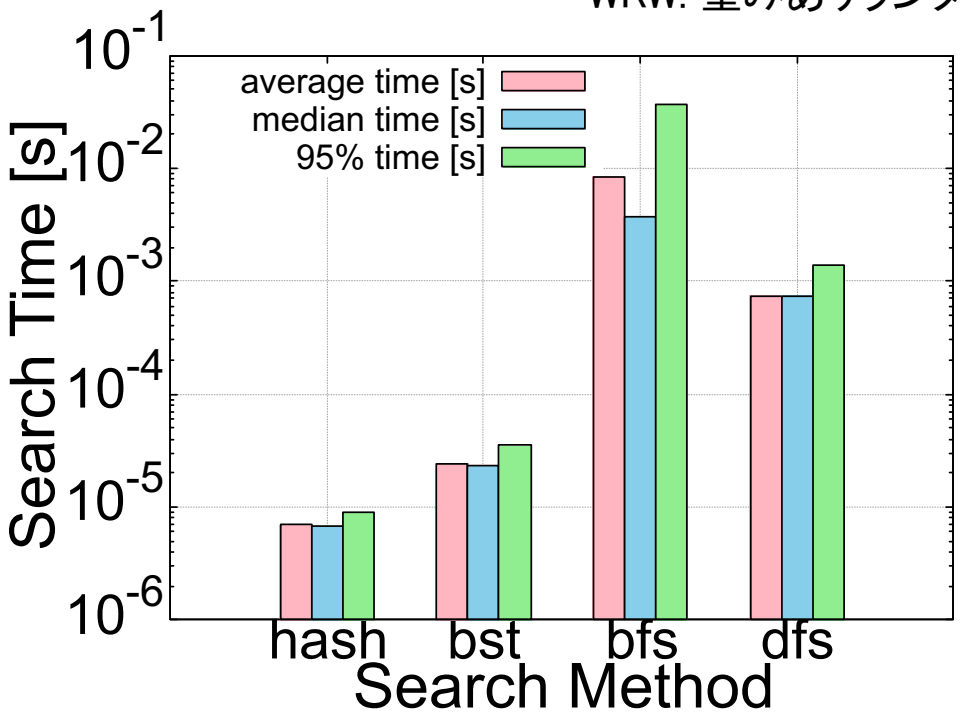
- ハッシュチェイン法 < 二分探索木 < 深さ優先探索 < 幅優先探索
- hash, bstでは必要な部分のみ探索するため, 検索時間が短
- DAGのスケールが小さいため, bfsとdfsの差が小

各探索方式の検索時間 (transaction数=1,000, WRW)

WRW: 重みありランダムウォーク



(a) コンテンツ名登録時

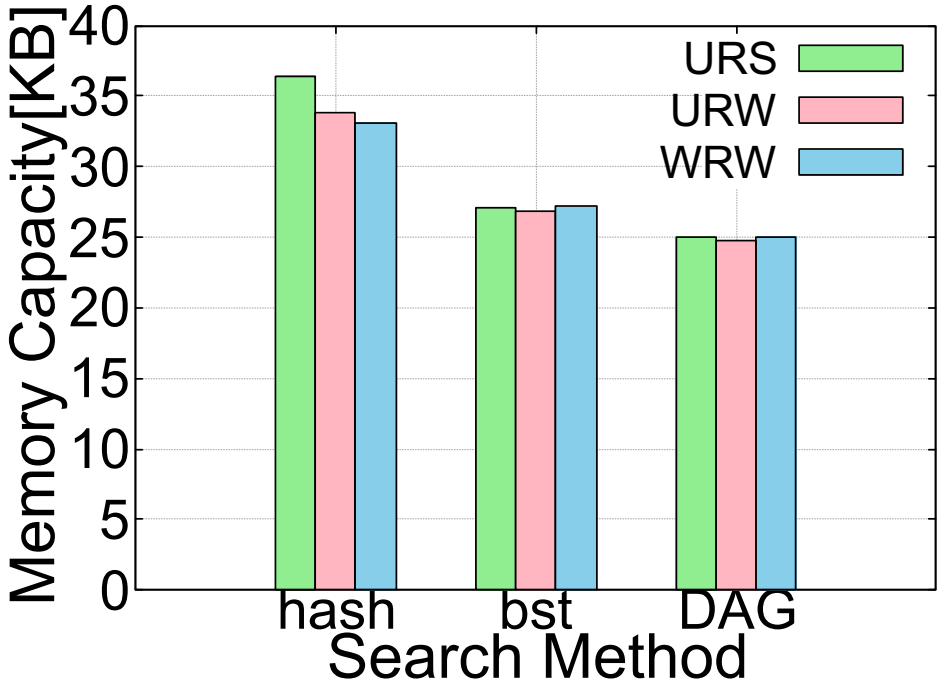


(b) 名前解決時

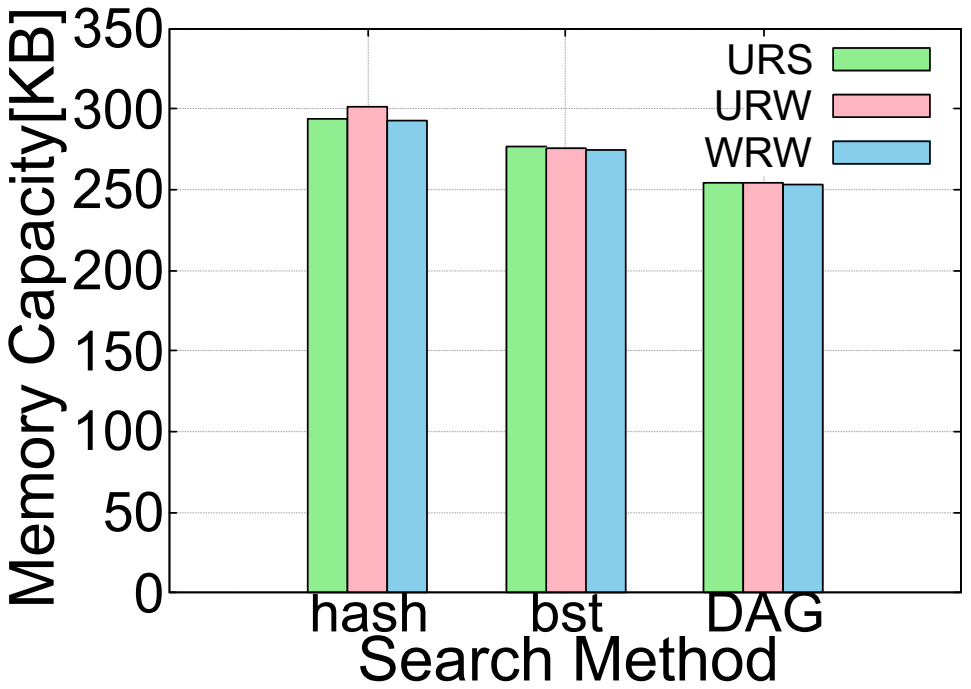
- ハッシュチェイン法 < 二分探索木 < 深さ優先探索 < 幅優先探索
- WRWではジェネシスtransactionからのホップ数が大きいtransaction多
  - URS, URWに比べてbfsに時間を費やす

各探索方式の必要メモリ量

URS: 一様ランダム
URW: 重みなしランダムウォーク
WRW: 重みありランダムウォーク



(a) transaction数=100



(b) transaction数=1,000

- ハッシュチェイン法 > 二分探索木 > DAG
- 検索時間と必要メモリ量のトレードオフの関係を確認

まとめ・今後の方針

- publisherによるコンテンツのアップロードに際し，IOTAでコンテンツ名を管理
- 詐称fake型CPAを未然に防ぐ方式を提案

- 台帳内でコンテンツ名を検索する四つの探索手法の検索時間と必要メモリ量の比較
  - 検索時間: ハッシュチェイン法 < 二分探索木 < 深さ優先探索 < 幅優先探索
  - 必要メモリ量: ハッシュチェイン法 > 二分探索木 > DAG
  - 検索時間と必要メモリ量のトレードオフの関係を確認

- 今後の方針
  - transaction数の増加に伴う，IOTAのスケール性の評価