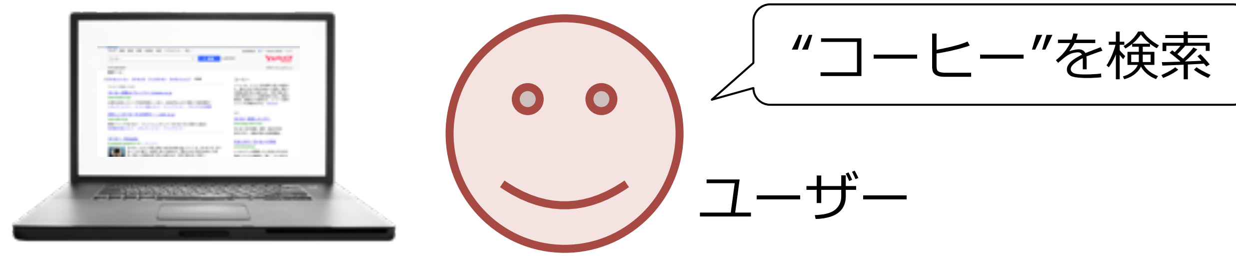
Online Optimization of Video-Ad Allocation (IJCAI'17)

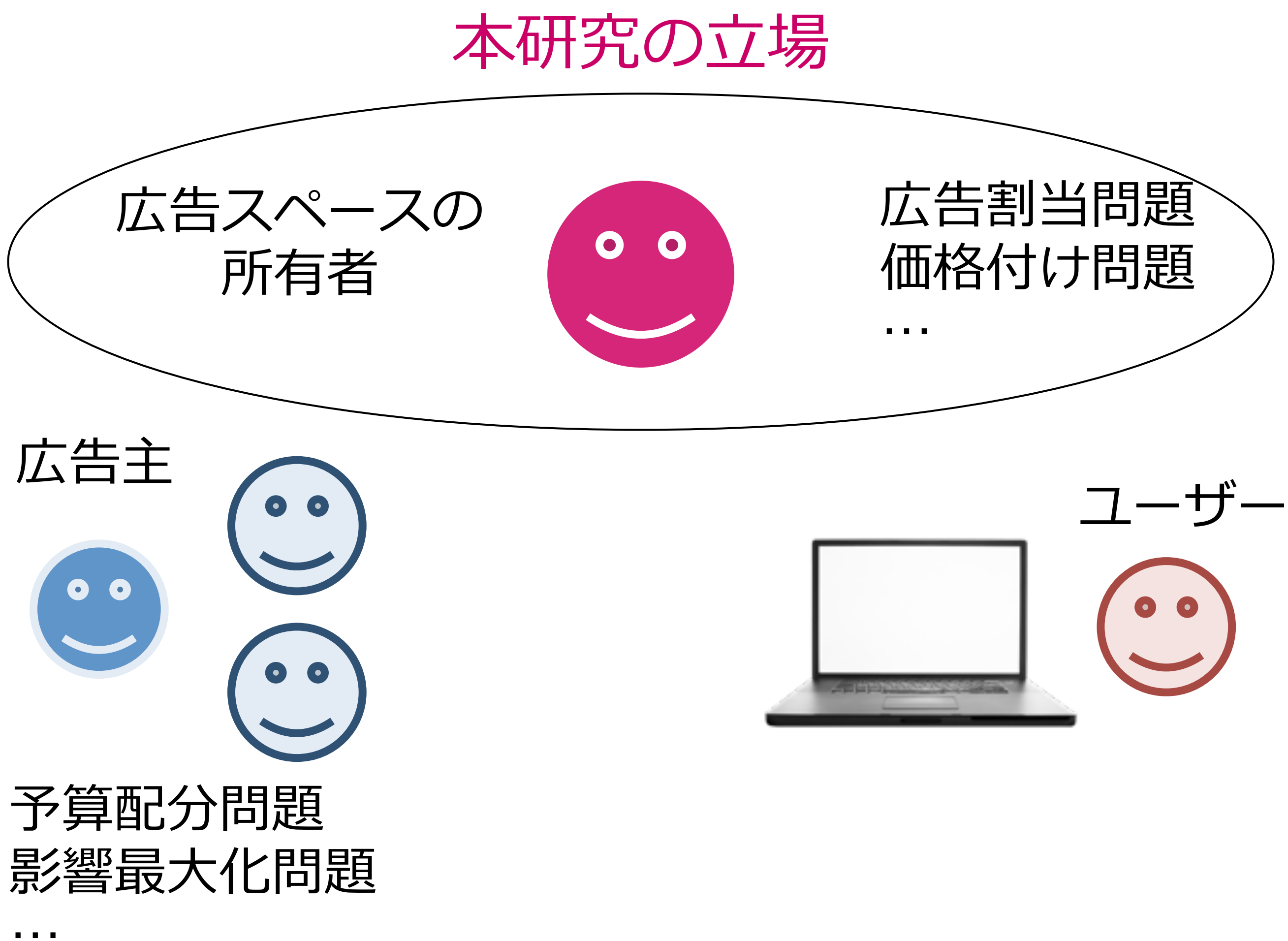
Hanna Sumita (NII, ERATO)
Yasushi Kawase（TITech, AIP）
Sumio Fujita（Yahoo! JAPAN Research）
Takuro Fukunaga（NII, ERATO）

インターネット広告


“コーヒー”を検索
ユーザー


ウェブ 画像 動画 辞書 知恵袋 地図 リアルタイム 一覧
検索設定 Yahoo! JAPAN ヘルプ
コーヒー
検索
+条件指定
YAHOO! JAPAN
約210,000,000件
ゲスト さん [ログイン]
検索ツール
コーヒーメーカー コーヒー豆 アイスコーヒー コーヒーショップ で検索
コーヒーに関連した広告
コーヒー通販はブルックス | brooks.co.jp
www.brooks.co.jp/
お得なお試しセットや初回特典いっぱい。3500円以上のご購入で送料無料！
レギュラーコーヒー - コーヒーお試しセット - ドリップコーヒー - ブルックスの定期便
美味しいコーヒーをお取寄せ！ | cafe.co.jp
www.cafe.co.jp/
簡単ドリップコーヒー・フレッシュレギュラーコーヒーを工場から直送！
初回限定お試しセット - レギュラーコーヒー - ドリップコーヒー
コーヒー - Wikipedia
ja.wikipedia.org/wiki/コーヒー - キャッシュ
コーヒー（オランダ語: koffie /ˈkɔfi/ Nl-koffie.ogg コフィ）は、コーヒー豆（コーヒーノキの 種子）を焙煎し挽いた粉末から、湯または水で成分を抽出した飲料。歴史への登場は酒 や茶には遅れるが、世界で最も多くの国で...
コーヒー
コーヒーは、コーヒー豆を焙煎し挽いた粉末から、湯または水で成分を抽出した飲料。歴史への登場は酒や茶には遅れるが、世界で最も多くの国で飲用されている嗜好飲料である。家庭や飲食店、職場などで飲用され、コーヒーの専門ショップも多数存在する。 Wikipedia
広告
コーヒー 勉強したい方へ
www.happy-semi.com/
コーヒー豆の知識、焙煎・抽出方法を自宅で学べ、資格が取れる通信講座。
社会人向け／コーヒーの学校
www.lecocare.jp/
いつかカフェを開業したい社会人のための

インターネット広告の最適化問題

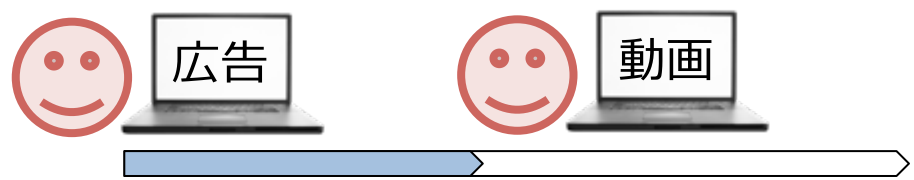


本研究の対象：動画広告

従来の広告

広告割当問題に
関連研究多数

動画広告



再生開始

- 近年普及してきた広告形態
- 動画広告特有の制約

本研究の成果

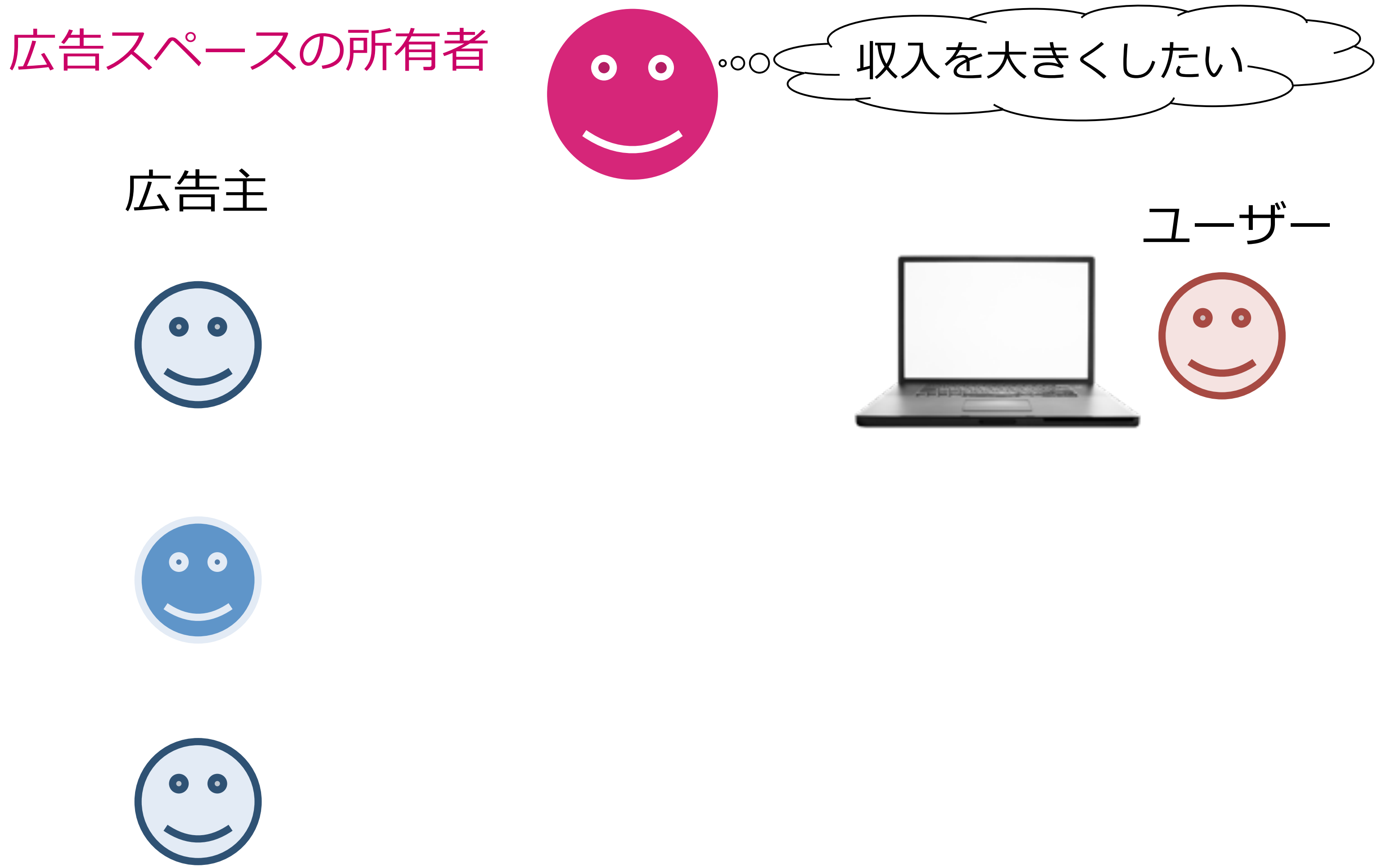
1. 動画広告割当問題をオンライン問題として定式化

広告割当問題

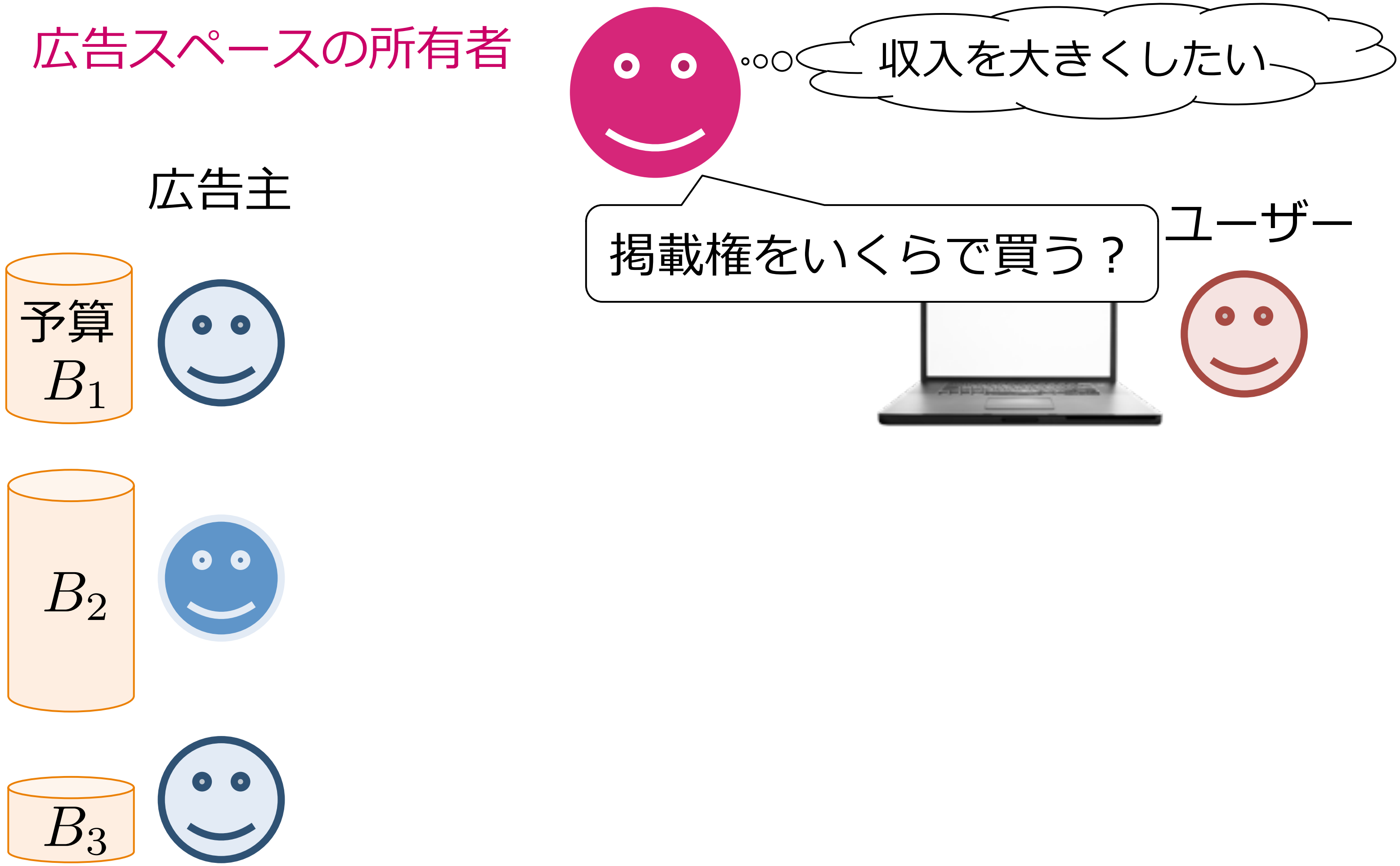
動画広告割当問題

2. 競合比 $1 - 1/e$ のオンラインアルゴリズムを提案

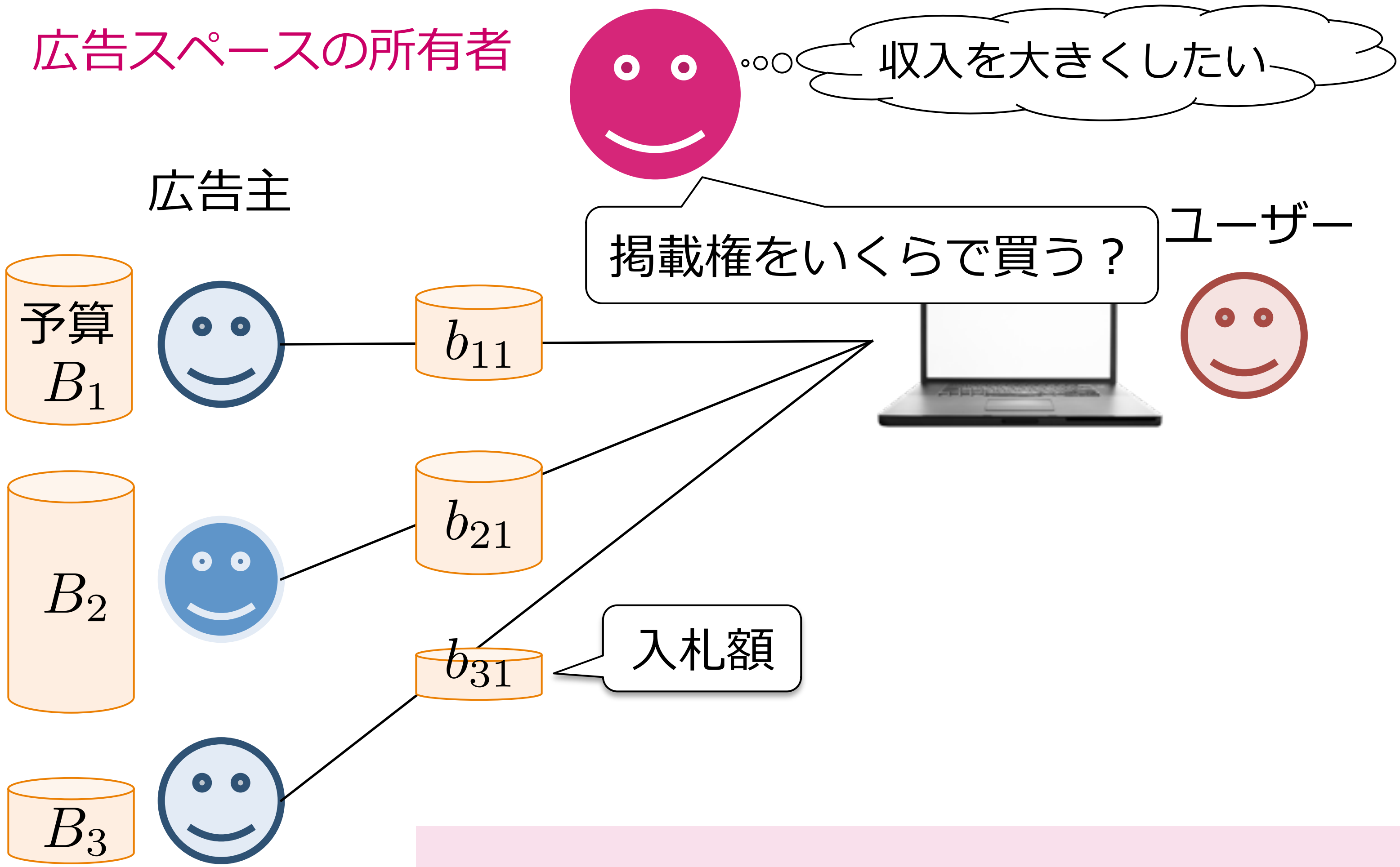
広告割当モデル



広告割当モデル

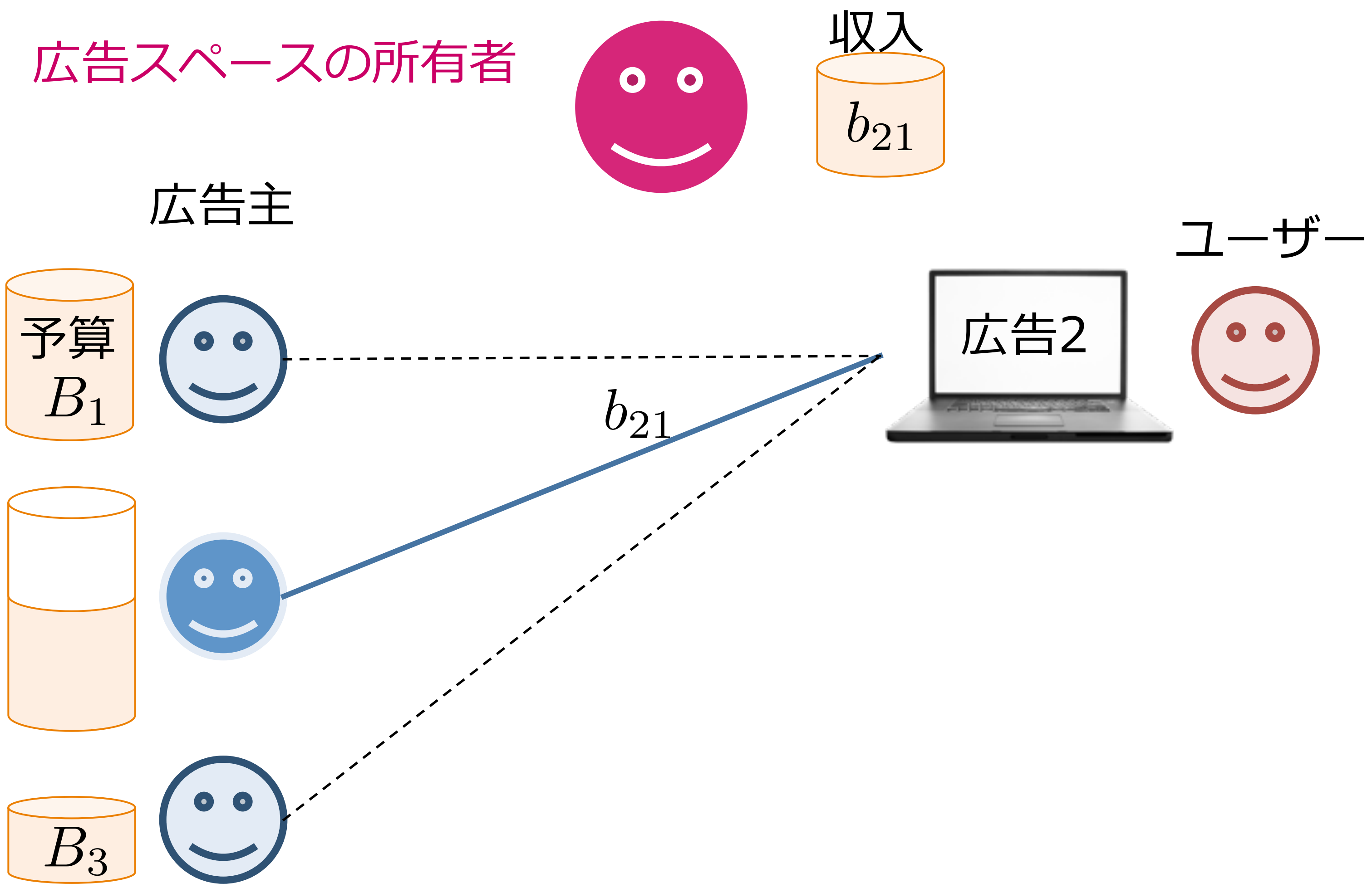


広告割当モデル

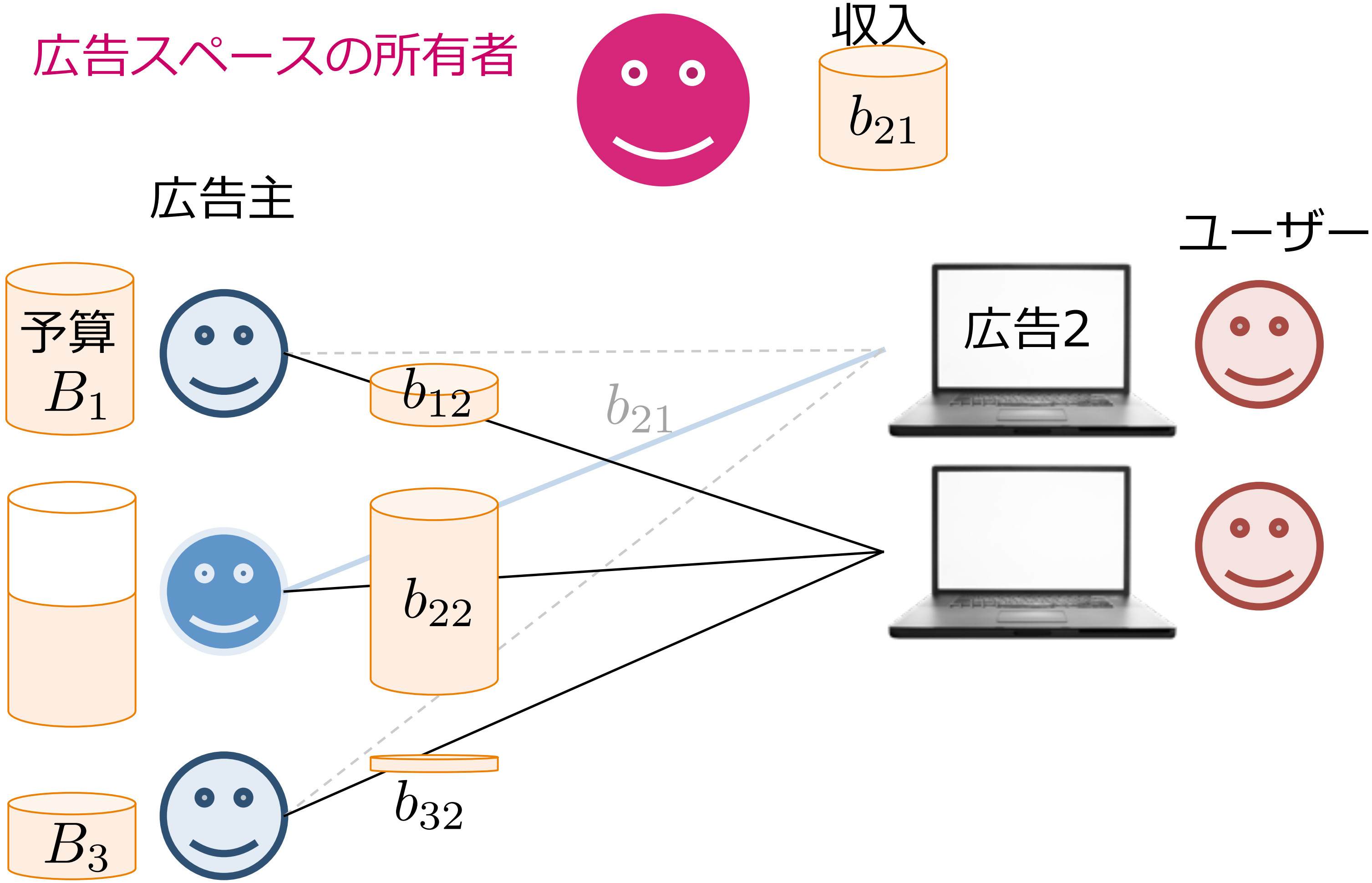


未知の情報がある中で意思決定
オンライン問題

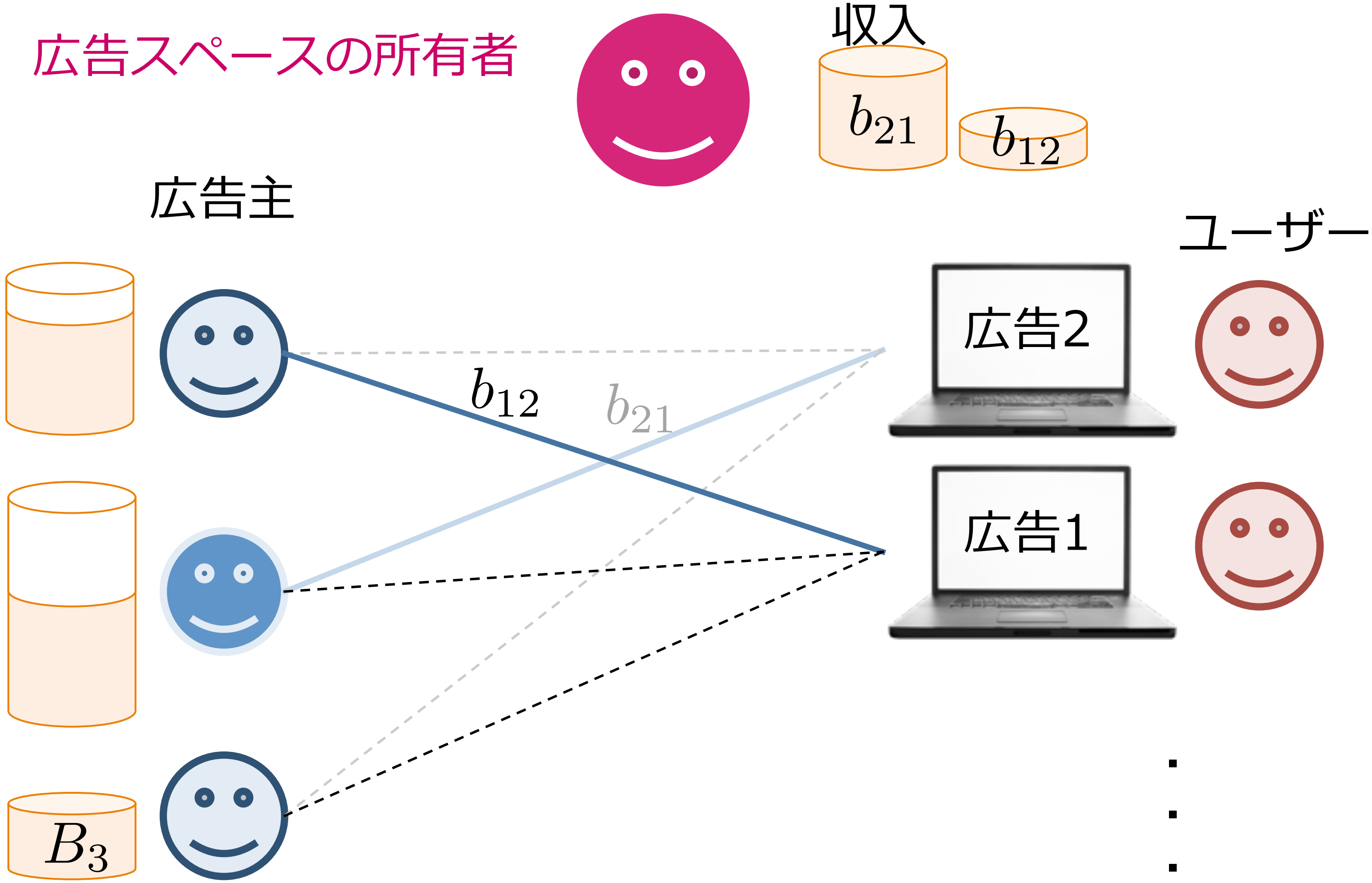
広告割当モデル



広告割当モデル



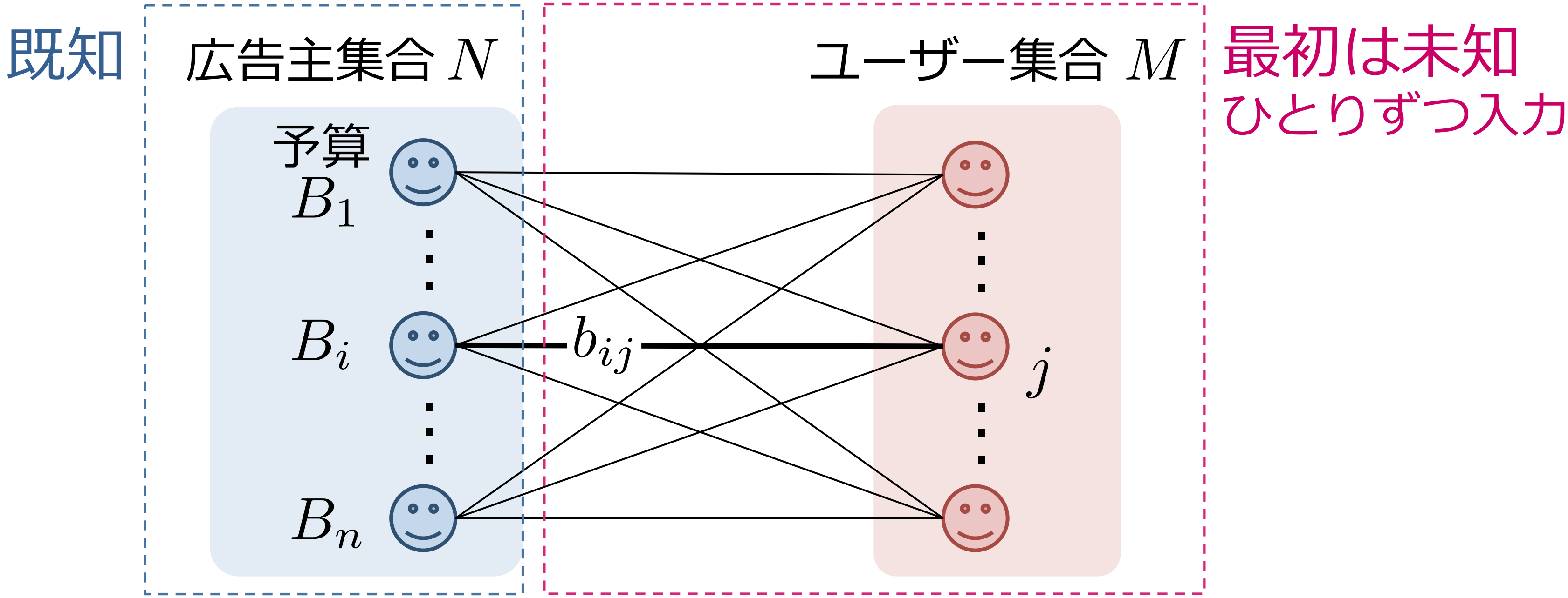
広告割当モデル



広告割当問題の定式化

[Mehta et al. 2007]
[Buchbinder et al. 2007]

- 入力：重みつき二部グラフ $(N, M; E)$



- 出力：各ユーザー $j \in M$ に割当てる広告主 i_j

ただし予算制約を満たす　$\sum_{i\text{は}j\text{に割当}} b_{ij} \leq B_i$

- 目的：支払額の合計 $\sum_{j \in M} b_{i_j, j}$ → 最大化

本研究の成果

1. 動画広告割当問題をオンライン問題として定式化

広告割当問題

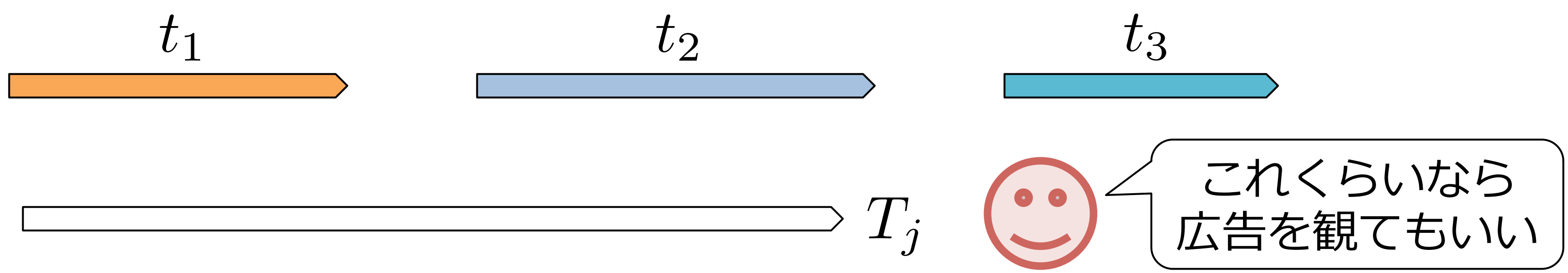
動画広告割当問題

2. 競合比 $1 - 1/e$ のオンラインアルゴリズムを提案

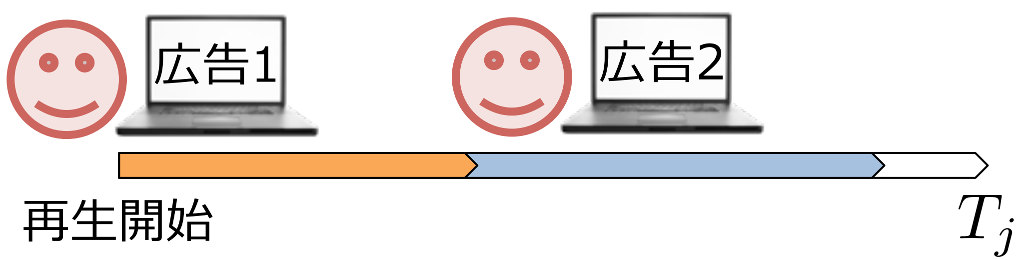
動画広告と従来の広告との違い

動画広告は時間をもつ

- 各広告主 i の広告がもつ長さ t_i
- 各ユーザー j のもつ容量 T_j

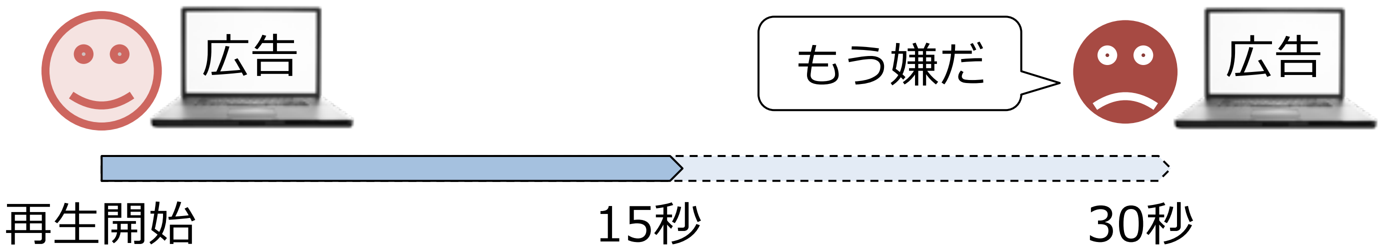


$\sum_{i \in S} t_i \leq T_j$ を満たす広告主集合 S をユーザーに割当

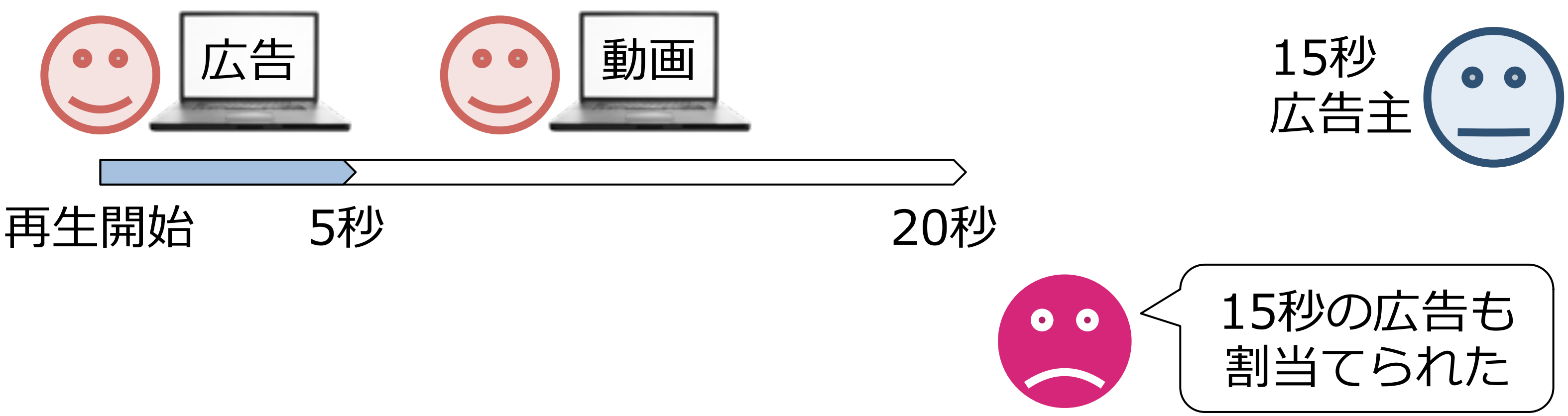


時間を考慮しないと生じる問題点

- 容量より長い動画広告を割当てる



- 多くの広告を割当てて収入を増やす機会を逃す



複数の広告を割当てるときの注意点

割当てた広告主からの支払額の決め方は様々あり得る

たとえば

1. 支払額＝入札額　と決定

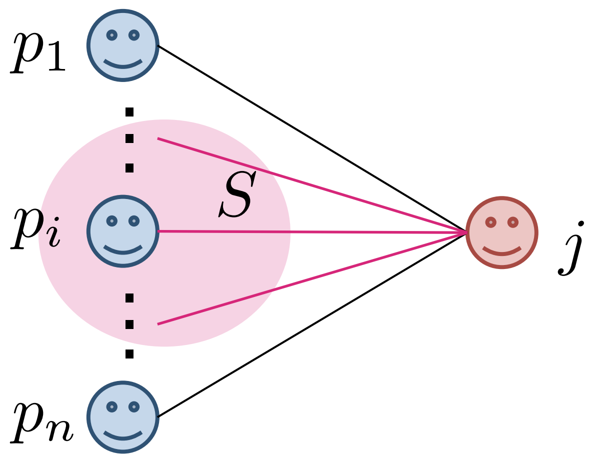
2. 支払額をenvy-free（無羨望）性が満たされるように決定

envy-freeな価格付け
一意ではない

支払額を決定変数に含めて定式化

動画広告割当問題の出力

各ユーザー j に対する実行可能な (p, S)



outcome

- 各広告主 i の支払額 p_i
- 割当てる広告主集合 S

実行可能 ⇔ 容量制約 & 支払額の決め方 を満たす

$$\sum_{i \in S} t_i \leq T_j$$

1. 支払額＝入札額

$$p_i = b_{ij} \ (\forall i \in S), \ p_i = 0 \ (\forall i \notin S)$$

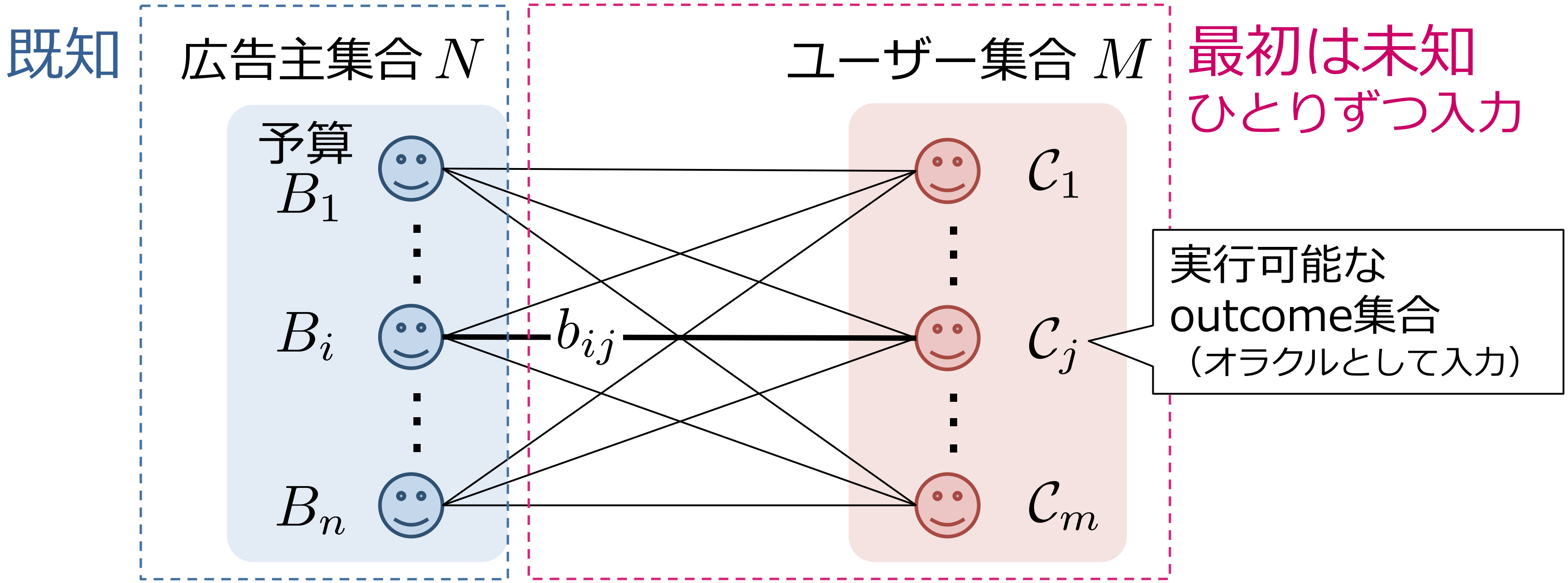
2. envy-freeな価格付け

$$p_i \leq b_{ij} \ (\forall i \in S), \ p_i = 0 \ (\forall i \notin S)$$

$$p_i \geq p_{i'} \ (i, i' \in S, \ t_i \geq t_{i'})$$

動画広告割当問題の定式化

- 入力：重みつき二部グラフ $(N, M; E)$



- 出力：各ユーザー $j \in M$ に対する $(p^j, S_j) \in \mathcal{C}_j$

  ただし予算制約を満たす $\sum_{i\text{は}j\text{に割当}} p_i^j \leq B_i$

- 目的：支払額の合計 $\sum_{j \in M} \sum_{i \in S_j} p_i^j \rightarrow$ 最大化

本研究の成果

1. 動画広告割当問題をオンライン問題として定式化

広告割当問題

動画広告割当問題

2. 競合比 $1 - 1/e$ のオンラインアルゴリズムを提案

広告割当問題：先行研究

競合比 $1 - 1/e \approx 0.63$ のオンラインアルゴリズムが存在

[Mehta, Saberi, Vazirani, Vazirani 2007] by factor-revealing LP
[Buchbinder, Jain, Naor 2007] by 主双対法

∀問題例, (アルゴリズム) $\geq (1 - 1/e)$・(オフラインの最適値)

- 仮定： $R_{\max} = \max(\text{入札額/予算}) \ll 1$
- best possible

★ユーザーに複数人の広告主を割当てられる場合にも拡張可能
ただし支払額が一意に決まるとき [Goel, Mahdian, Nazerzadeh, Saberi 2010]

他にも関連研究

- 平均解析（入力が未知の確率分布に従うとき）[Devanur, Hayes, 2009]
- オフラインの近似アルゴリズム [Chakrabarty, Goel 2010]
  NP困難 $1 - R_{\max}/4$

オンラインアルゴリズム設計方針

主双対法 [Buchbinder et al. 2007] に基づく

オフラインの最適値 $\leq$ LP緩和 $=$ 双対問題

$\geq$

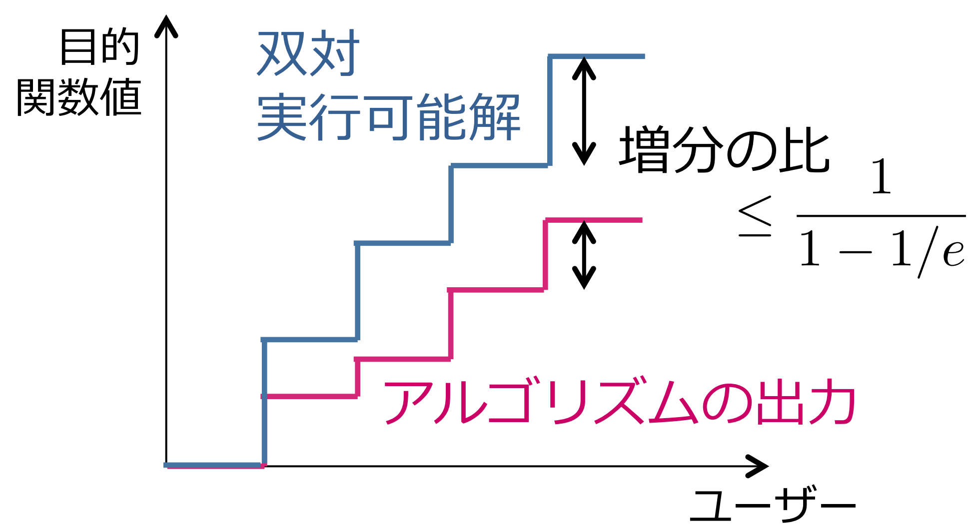
アルゴリズムの目的関数値

$\leq$

$\boxed{\frac{1}{1-1/e} \cdot \text{アルゴリズム}}$

$\left\{ \begin{array}{l} \text{アルゴリズムの出力} \\ \text{双対実行可能解} \end{array} \right.$

同時に構成



動画広告割当問題のLP緩和と双対問題

ユーザー j にoutcome c を選択？

$$
\begin{array}{lll}
\max & \sum_{j\in M}\sum_{c\in\mathcal{C}_j}\sum_{i\in N} p_{ci}\boxed{x_{cj}} & \\
\text{s.t.} & \sum_{j\in M}\sum_{c\in\mathcal{C}_j} p_{ci}x_{cj} \le B_i & \forall i\in N, \\
& \sum_{c\in\mathcal{C}_j} x_{cj} \le 1 & \forall j\in M, \\
& x_{cj} \ge 0 & \forall j\in M,\ c\in\mathcal{C}_j
\end{array}
$$

予算制約

outcomeひとつ

実行可能outcome集合

仮定：下に閉じている

||

$$
\begin{array}{lll}
\min & \sum_{i\in N} B_i y_i + \sum_{j\in M}\boxed{z_j} & \\
\text{s.t.} & y_i \ge 0 & \forall i\in N, \\
& z_j \ge 0 & \forall j\in M, \\
& \boxed{z_j \ge \sum_{i\in N} p_{ci}(1-y_i) \quad \forall j\in M,\ c\in\mathcal{C}_j} &
\end{array}
$$

順番に明らかになる

提案アルゴリズム

$$
\begin{array}{lll}
\min & \sum_{i\in N} B_i y_i + \sum_{j\in M} z_j & \\
\text{s.t.} & y_i \geq 0 & \forall i \in N, \\
& z_j \geq 0 & \forall j \in M, \\
& \boxed{z_j \geq \sum_{i\in N} p_{ci}(1-y_i) \quad \forall j \in M,\ c \in \mathcal{C}_j} &
\end{array}
$$

1. 初期化： $y = 0$

2. ユーザーjが来たとき:

- $\boxed{(p^*, S^*) \in \mathcal{C}_j :\ \sum_{i\in N} p_i(1-y_i)}$ が最大のoutcome
- $z_j \leftarrow \sum_{i\in S^*} p_i^*(1-y_i)$
- $y_i \leftarrow y_i\left(1+\frac{p_i^*}{B_i}\right)+\frac{p_i^*}{(r-1)B_i} \quad (\forall i \in N)$
- $x_{cj} \leftarrow 1 \qquad c = (p, S)$ 残り予算が少ない人を除く

$r = (1+R_{\max})^{\frac{1}{R_{\max}}}$

提案アルゴリズム

$$\begin{array}{lll} \min & \sum_{i\in N} B_i y_i + \sum_{j\in M} z_j & \\ \text{s.t.} & y_i \geq 0 & \forall i \in N, \\ & z_j \geq 0 & \forall j \in M, \\ & \boxed{z_j \geq \sum_{i\in N} p_{ci}(1-y_i) \quad \forall j \in M,\ c \in \mathcal{C}_j} & \end{array}$$

1. 初期化： $y = 0$
2. ユーザーjが来たとき:
   - $\boxed{(p^*, S^*) \in \mathcal{C}_j : \sum_{i\in N} p_i(1-y_i)\text{ が最大のoutcome}}$
   - $z_j \leftarrow \sum_{i\in S^*} p_i^*(1-y_i)$
   - $y_i \leftarrow y_i \left(1 + \frac{p_i^*}{B_i}\right) \ldots)$
   - $x_{cj} \leftarrow 1$　　$c = (p, S)$ 残り予算が少ない人を除く

y_i: 予算消化率に対応
y_i 増 ⇒ 優先度↓

$r = (1 + R_{\max})^{\frac{1}{R_{\max}}}$

定理: 競合比 $= (1 - 1/r)\cdot(1 - R_{\max})$
$\longrightarrow 1 - 1/e \ (R_{\max} \to 0)$

部分問題の解法

$\boxed{(p^*, S^*) \in \mathcal{C}_j : \sum_{i \in N} p_i (1 - y_i) \text{ が最大のoutcome}}$ $\mathcal{C}_j$ の構造に依存

- α近似アルゴリズムを利用 → 競合比 $\alpha\,(1 - 1/r_\alpha)\,(1 - R_{\max})$
  $r_\alpha = (1 + R_{\max}/\alpha)^{\frac{1}{R_{\max}}}$
- 現実的には擬多項式時間厳密解法も利用可能

1. 支払額＝入札額

$$\boxed{} = \begin{array}{ll} \max & \sum_{i \in N} b'_i u_i \\ \text{s.t.} & \sum_{i \in S} t_i u_i \le T_j \\ & u_i \in \{0, 1\} \quad \forall i \in N \end{array}$$

ナップサック問題

$b'_i = b_{ij}(1 - y_i)$

DPで $\mathrm{O}(nT_j)$ 時間可解

↑

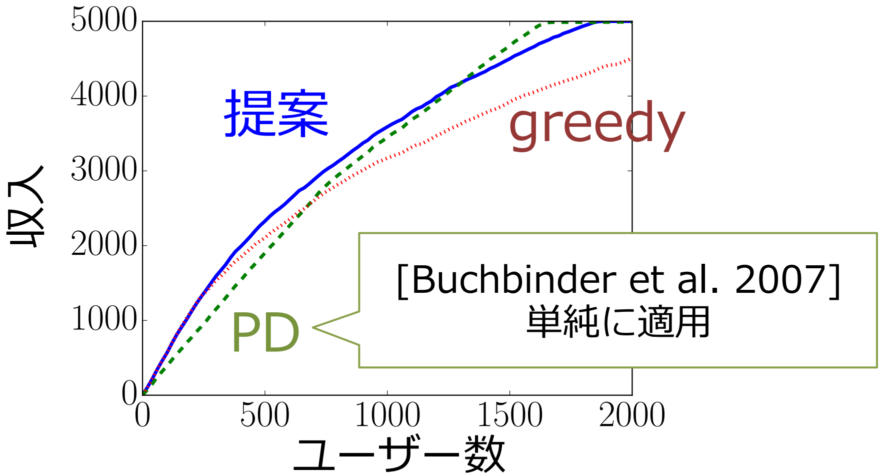
60程度

2. envy-freeな価格付け

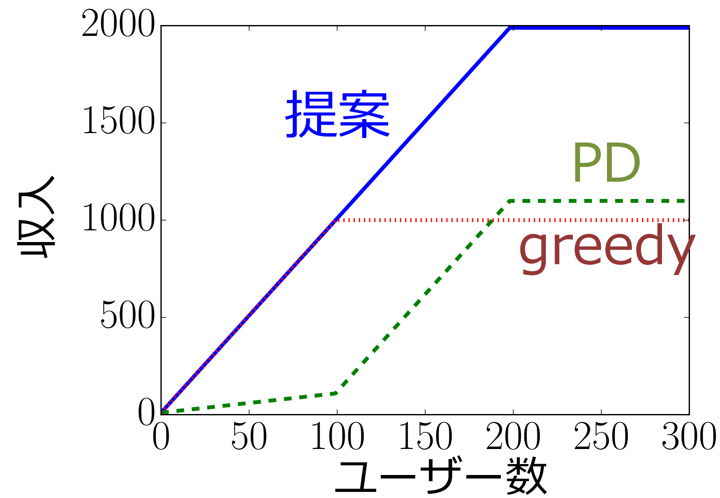
補題: $\boxed{}$ はDPで $\mathrm{O}(n^2 T_j)$ 時間可解

数値実験結果（envy-freeな価格付け）

1.　ランダムデータ



2.　人工的に偏らせたデータ



3.　実際のログに基づくデータ（Yahoo! JAPAN ストリーミングサービス）

広告数 = 82, ユーザー数 = 21,306,810

- 予算消化率:

提案	PD	greedy
73.5	71.7	70.7

- 実験所要時間 2271s　（1ユーザーあたり0.1ms以下）

まとめ

1. 動画広告割当問題をオンライン問題として定式化

動画広告割当問題

広告割当問題

2. 競合比 $1 - 1/e$ のオンラインアルゴリズムを提案

- 広告割当問題のbest possibleな競合比と一致
- 容量制約・支払額の決め方に明示的には依存しない
- envy-freeな価格付けも擬多項式時間で計算可能