Algoritmikus mechanizmus tervezés

(rövid áttekintés)

Egri Péter

2009. november 10.

Tartalom

Tartalom

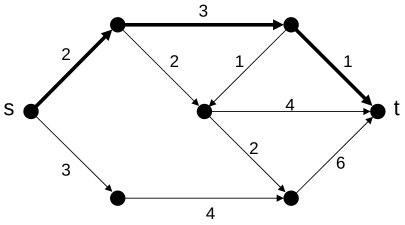
Mechanizmus tervezés (MD)

Mechanizmus: nem gépészmérnöki, hanem közgazdasági értelemben (piaci mechanizmus)!

Definíció. A mechanizmus tervezés (mechanism design, inverse game theory, game engineering) a játékelmélet egy részterülete; célja a játékszabályok megtervezése olyan módon, hogy a játék kimenetele megadott feltételeknek eleget tegyen.

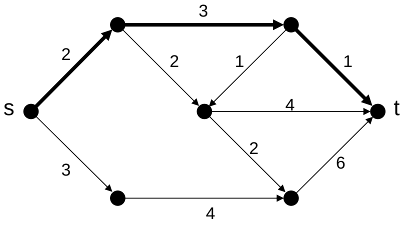
- Klasszikus mechanizmus tervezés
  - Mikroökonómiai és játékelméleti fogalmak
  - Nobel díjjal elismert eredmények (2007)
  - Felhasználás: aukciók, szavazási mechanizmusok, stb.
- Algoritmikus mechanizmus tervezés
  - Kb. az ezredforduló óta
  - Klasszikus MD + számítástudomány
  - Felhasználás: internet routing, elosztott számítások, stb.

Példa: legrövidebb út probléma



- Ha a költségek ismertek, hatékonyan megoldható

Példa: legrövidebb út probléma



- Ha a költségek ismertek, hatékonyan megoldható

- Él ∼ ágens
- Minden él költségét csak a megfelelő ágens ismeri
- Hogyan határozható meg a legrövidebb út?

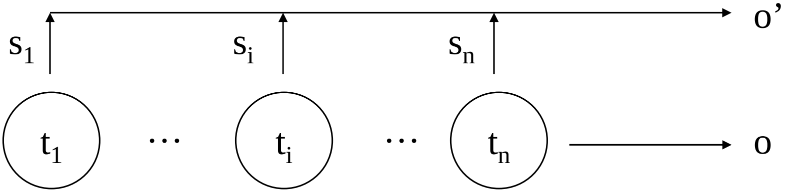
Tartalom

A mechanizmus tervezés feladata

$$t_1 \quad \cdots \quad t_i \quad \cdots \quad t_n \longrightarrow o$$

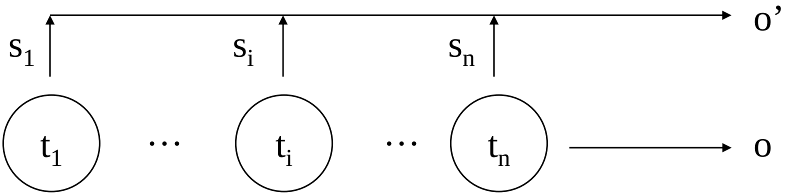
- Társadalmi függvény: az elvárt kimenetet határozza meg, ami az összes játékos típusától függ

A mechanizmus tervezés feladata



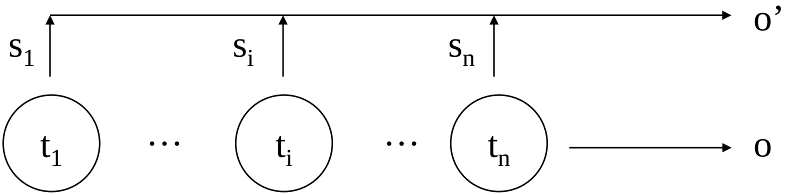
- Társadalmi függvény: az elvárt kimenetet határozza meg, ami az összes játékos típusától függ
- Kimenet függvény: a tényleges kimenetet határozza meg az összes játékos választott stratégiájának függvényében

A mechanizmus tervezés feladata



- Társadalmi függvény: az elvárt kimenetet határozza meg, ami az összes játékos típusától függ
- Kimenet függvény: a tényleges kimenetet határozza meg az összes játékos választott stratégiájának függvényében
- Mechanizmus = stratégia halmazok + kimenet függvény

A mechanizmus tervezés feladata



- Társadalmi függvény: az elvárt kimenetet határozza meg, ami az összes játékos típusától függ
- Kimenet függvény: a tényleges kimenetet határozza meg az összes játékos választott stratégiájának függvényében
- Mechanizmus = stratégia halmazok + kimenet függvény
- Cél: olyan mechanizmus megtervezése, amely minden egyensúlyi állapotban az elvárt kimenetre vezet

Formális modell

n	ágensek száma

Formális modell

n	ágensek száma
$t_i \in T_i$	az i. ágens típusa (privát információja)
$t \in T = T_1 \times \cdots \times T_n$	típus-profil

Formális modell

n	ágensek száma
$t_i \in T_i$	az i. ágens típusa (privát információja)
$t \in T = T_1 \times \cdots \times T_n$	típus-profil
$s_i : T_i \to \Sigma_i$	az i. ágens stratégiája
$s(t) \in \Sigma = \Sigma_1 \times \cdots \times \Sigma_n$	stratégia-profil

Formális modell

n	ágensek száma
$t_i \in T_i$	az i. ágens típusa (privát információja)
$t \in T = T_1 \times \cdots \times T_n$	típus-profil
$s_i : T_i \to \Sigma_i$	az i. ágens stratégiája
$s(t) \in \Sigma = \Sigma_1 \times \cdots \times \Sigma_n$	stratégia-profil
$g : \Sigma \to O$	kimenet függvény

Formális modell

n	ágensek száma
$t_i \in T_i$	az i. ágens típusa (privát információja)
$t \in T = T_1 \times \cdots \times T_n$	típus-profil
$s_i : T_i \to \Sigma_i$	az i. ágens stratégiája
$s(t) \in \Sigma = \Sigma_1 \times \cdots \times \Sigma_n$	stratégia-profil
$g : \Sigma \to O$	kimenet függvény
$v_i : O \times T_i \to \mathbb{R}$	az i. ágens értékelő függvénye

Formális modell

n	ágensek száma
$t_i \in T_i$	az i. ágens típusa (privát információja)
$t \in T = T_1 \times \cdots \times T_n$	típus-profil
$s_i : T_i \to \Sigma_i$	az i. ágens stratégiája
$s(t) \in \Sigma = \Sigma_1 \times \cdots \times \Sigma_n$	stratégia-profil
$g : \Sigma \to O$	kimenet függvény
$v_i : O \times T_i \to \mathbb{R}$	az i. ágens értékelő függvénye
$p_i : \Sigma \to \mathbb{R}$	az i. ágens fizetsége

Formális modell

n	ágensek száma
$t_i \in T_i$	az i. ágens típusa (privát információja)
$t \in T = T_1 \times \cdots \times T_n$	típus-profil
$s_i : T_i \to \Sigma_i$	az i. ágens stratégiája
$s(t) \in \Sigma = \Sigma_1 \times \cdots \times \Sigma_n$	stratégia-profil
$g : \Sigma \to O$	kimenet függvény
$v_i : O \times T_i \to \mathbb{R}$	az i. ágens értékelő függvénye
$p_i : \Sigma \to \mathbb{R}$	az i. ágens fizetsége
$u_i = v_i + p_i$	az i. ágens (kvázi-lineáris) hasznosság fv.-e

Formális modell

n	ágensek száma
$t_i \in T_i$	az i. ágens típusa (privát információja)
$t \in T = T_1 \times \cdots \times T_n$	típus-profil
$s_i : T_i \to \Sigma_i$	az i. ágens stratégiája
$s(t) \in \Sigma = \Sigma_1 \times \cdots \times \Sigma_n$	stratégia-profil
$g : \Sigma \to O$	kimenet függvény
$v_i : O \times T_i \to \mathbb{R}$	az i. ágens értékelő függvénye
$p_i : \Sigma \to \mathbb{R}$	az i. ágens fizetsége
$u_i = v_i + p_i$	az i. ágens (kvázi-lineáris) hasznosság fv.-e
$f : T \to O$	társadalmi függvény (elvárt kimenet)

Formális modell

n	ágensek száma
$t_i \in T_i$	az i. ágens típusa (privát információja)
$t \in T = T_1 \times \cdots \times T_n$	típus-profil
$s_i : T_i \to \Sigma_i$	az i. ágens stratégiája
$s(t) \in \Sigma = \Sigma_1 \times \cdots \times \Sigma_n$	stratégia-profil
$g : \Sigma \to O$	kimenet függvény
$v_i : O \times T_i \to \mathbb{R}$	az i. ágens értékelő függvénye
$p_i : \Sigma \to \mathbb{R}$	az i. ágens fizetsége
$u_i = v_i + p_i$	az i. ágens (kvázi-lineáris) hasznosság fv.-e
$f : T \to O$	társadalmi függvény (elvárt kimenet)
$\mathcal{M} = (\Sigma, g, p)$	mechanizmus

Formális modell

n	ágensek száma
$t_i \in T_i$	az i. ágens típusa (privát információja)
$t \in T = T_1 \times \cdots \times T_n$	típus-profil
$s_i : T_i \to \Sigma_i$	az i. ágens stratégiája
$s(t) \in \Sigma = \Sigma_1 \times \cdots \times \Sigma_n$	stratégia-profil
$g : \Sigma \to O$	kimenet függvény
$v_i : O \times T_i \to \mathbb{R}$	az i. ágens értékelő függvénye
$p_i : \Sigma \to \mathbb{R}$	az i. ágens fizetsége
$u_i = v_i + p_i$	az i. ágens (kvázi-lineáris) hasznosság fv.-e
$f : T \to O$	társadalmi függvény (elvárt kimenet)
$\mathcal{M} = (\Sigma, g, p)$	mechanizmus

Jelölés: $t_{-i} = (t_1, \ldots, t_{i-1}, t_{i+1}, \ldots, t_n) \in T_{-i}$, hasonlóan s_{-i}, Σ_{-i}
néha $s(t)$ helyett csak s

Egyensúlyok

- Nash-egyensúly (tudni kell a többiek típusát)
  $s(t)$ NE, ha $\forall i, s'_i : u_i(s(t), t_i) \geq u_i(s'_i(t_i), s_{-i}(t_{-i}), t_i)$
- Bayesi-Nash-egyensúly (sejtés kell a többiek típusáról)
  $s(t)$ BNE, ha $\forall i, s'_i : \mathbb{E}[u_i(s(t), t_i)] \geq \mathbb{E}[u_i(s'_i(t_i), s_{-i}(t_{-i}), t_i)]$
- Domináns egyensúly
  $s(t)$ DE, ha
  $\forall i, t'_{-i}, s' : u_i(s_i(t_i), s'_{-i}(t'_{-i}), t_i) \geq u_i(s'_i(t_i), s'_{-i}(t'_{-i}), t_i)$

Megjegyzés. A domináns stratégia esetén nem kell feltenni azt sem, hogy a többi ágens racionálisan cselekszik!

Implementáció

Definíció. Az $\mathcal{M} = (\Sigma, g, p)$ mechanizmus implementálja az f társadalmi függvényt, ha tetszőleges t típus-profilhoz minden $s(t)$ egyensúlyra $g(s(t)) = f(t)$.

Direkt mechanizmusok és a kinyilatkoztatás elve

- Direkt mechanizmus: a játékosok lehetséges stratégiája, hogy közlik a típusukat (nem feltétlenül őszintén): $\Sigma = T$.

Direkt mechanizmusok és a kinyilatkoztatás elve

- Direkt mechanizmus: a játékosok lehetséges stratégiája, hogy közlik a típusukat (nem feltétlenül őszintén): $\Sigma = T$.
- Ösztönzés-kompatibilis mechanizmus (Hurwicz, 1972): olyan direkt mechanizmus, ahol az őszinteség $(s(t) = t)$ egyensúly. Ha domináns egyensúly, akkor a mechanizmus stratégia-biztos.

Direkt mechanizmusok és a kinyilatkoztatás elve

- Direkt mechanizmus: a játékosok lehetséges stratégiája, hogy közlik a típusukat (nem feltétlenül őszintén): $\Sigma = T$.
- Ösztönzés-kompatibilis mechanizmus (Hurwicz, 1972): olyan direkt mechanizmus, ahol az őszinteség $(s(t) = t)$ egyensúly. Ha domináns egyensúly, akkor a mechanizmus stratégia-biztos.
- A kinyilatkoztatás elve (Gibbard – Myerson, 1973-86): tetszőleges mechanizmushoz létezik vele ekvivalens stratégia-biztos mechanizmus.

Direkt mechanizmusok és a kinyilatkoztatás elve

- Direkt mechanizmus: a játékosok lehetséges stratégiája, hogy közlik a típusukat (nem feltétlenül őszintén): $\Sigma = T$.

- Ösztönzés-kompatibilis mechanizmus (Hurwicz, 1972): olyan direkt mechanizmus, ahol az őszinteség $(s(t) = t)$ egyensúly. Ha domináns egyensúly, akkor a mechanizmus stratégia-biztos.

- A kinyilatkoztatás elve (Gibbard – Myerson, 1973-86): tetszőleges mechanizmushoz létezik vele ekvivalens stratégia-biztos mechanizmus.

- Következmény: *elméletileg* elég az mechanizmusok ezen részhalmazán keresni.

Elvárások a mechanizmusokkal szemben

- Hatékonyság: a kimenetek nem javíthatók úgy, hogy az játékosok értékelő függvényeinek összege nőjön: $\forall o : \sum_{i=1}^{n} v_i(g(s), t_i) \geq \sum_{i=1}^{n} v_i(o, t_i)$
- Költségvetés-egyensúly: a fizetségek összege zérus: $\sum_{i=1}^{n} p_i(s) = 0$
- Részvételi feltétel: mindenkinek megérje részt venni a játékban: $\forall i : u_i(s, t_i) \geq 0$

Negatív eredmények

- Az előző elvárások ellentmondanak egymásnak
  - Hurwicz (1972)
  - Laffont – Maskin (1979)
  - Myerson – Satterthwaite (1983)

Negatív eredmények

- Az előző elvárások ellentmondanak egymásnak
  - Hurwicz (1972)
  - Laffont – Maskin (1979)
  - Myerson – Satterthwaite (1983)
- Lehetőségek
  - Hatékonyság feladása: közelítő mechanizmusok
  - Költségvetés-egyensúly feladása: pl. befizetés maximalizálás aukciók esetén
  - Részvételi feltétel feladása: pl. állami szintű mechanizmusok

Pozitív eredmények

- Vickrey – Clarke – Groves (VCG) mechanizmus (1961-71-73)
  - Stratégia-biztos (domináns egyensúly)
  - Hatékony
  - Speciális esetekben teljesül a részvételi feltétel és a gyenge költségvetés-egyensúly
- d'Aspremont – Gérard-Varet – Arrow mechanizmus (1979)
  - Ösztönzés-kompatibilis (Bayesi egyensúly)
  - Hatékony
  - Költségvetés-egyensúly
- Myerson (1981)
  - Aukciók vizsgálata
  - Optimalizálási probléma: hatékonyság és költségvetés-egyensúly helyett a bevétel maximalizálása
  - Bevétel-ekvivalencia tétel: minden ösztönzés-kompatibilis mechanizmusnál, ahol a kimenet függvény megegyezik, a várható bevétel is megegyezik

Vickrey-aukció (második áras zárt licit)

- A tárgy szubjektív értéke: $T_i = \mathbb{R}$
- Licit: $\Sigma_i = \mathbb{R}$
- A nyertes aki a legnagyobb ajánlatot adja: $g(s) \in \mathrm{argmax}_i\, s_i$ $(O = \{1, \ldots, n\})$
- A nyertes haszna: $v_{g(s)} = t_{g(s)}$, $p_{g(s)} = -\max_{i \neq g(s)} s_i$
- A többiek haszna: $v_i = p_i = 0$ $(i \neq g(s))$

Stratégia biztos, hatékony, részvételi feltétel teljesül.

VCG mechanizmus

Groves sémája (stratégia-biztos és hatékony):

- $\Sigma = T$,
- $g(s) \in \operatorname{argmax}_o \sum_{i=1}^{n} v_i(o, s_i)$,
- $p_i(s) = \sum_{j \neq i} v_j(g(s), s_j) + h_i(s_{-i})$, ahol h_i tetszőleges.

VCG mechanizmus

Groves sémája (stratégia-biztos és hatékony):

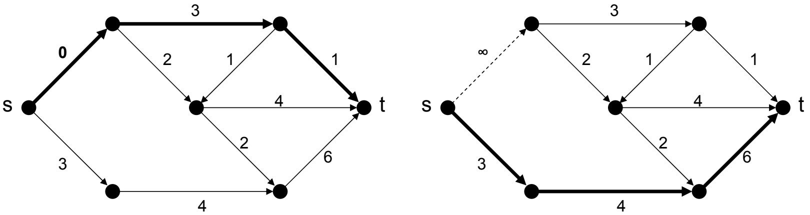
- $\Sigma = T$,
- $g(s) \in \mathrm{argmax}_o \sum_{i=1}^{n} v_i(o, s_i)$,
- $p_i(s) = \sum_{j \neq i} v_j(g(s), s_j) + h_i(s_{-i})$, ahol h_i tetszőleges.

Speciális eset (Clarke): $h_i(s_{-i}) = -\max_o \sum_{j \neq i} v_j(o, s_j)$. Ezzel

$$p_i(s) = \sum_{j \neq i} v_j(g(s), s_j) - \max_o \sum_{j \neq i} v_j(o, s_j) \leq 0,$$

azaz teljesül a gyenge költségvetés-egyensúly: $\sum_{i=1}^{n} p_i \leq 0$. Ha ráadásul $\forall i \forall t_i \forall o : v_i(o, t_i) \geq 0$ akkor teljesül a részvételi feltétel is.

Példa: legrövidebb út (kétszeresen élösszefüggő gráfban)

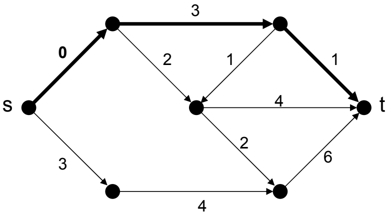


$d_{G|t_i=0}$ $\qquad$ $d_{G|t_i=\infty}$

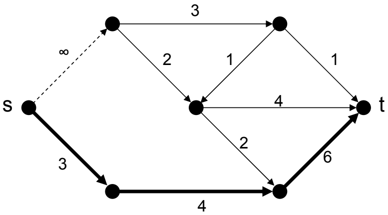
$$p_i = \begin{cases} 0 & i.\ \text{él nincs a legrövidebb úton} \\ \underbrace{d_{G|t_i=\infty}}_{h_i(s_{-i})} \underbrace{-d_{G|t_i=0}}_{\sum_{j\neq i} v_j} & i.\ \text{él a legrövidebb út része} \end{cases}$$

- VCG $\Rightarrow$ stratégia-biztos és hatékony
- Részvételi feltétel teljesül

Példa: legrövidebb út (kétszeresen élösszefüggő gráfban)



$d_{G|t_i=0}$



$d_{G|t_i=\infty}$

$$p_i = \begin{cases} 0 & i.\ \text{él nincs a legrövidebb úton} \\ \underbrace{d_{G|t_i=\infty}}_{h_i(s_{-i})} \underbrace{-d_{G|t_i=0}}_{\sum_{j\neq i} v_j} & i.\ \text{él a legrövidebb út része} \end{cases}$$

- VCG $\Rightarrow$ stratégia-biztos és hatékony
- Részvételi feltétel teljesül
- $n+1$ legrövidebb út meghatározása

Tartalom

Mechanizmusok bonyolultsága

- Ágens-szint
  - Típus kiszámítása
  - Stratégia kiszámítása
- Infrastruktúra-szint
  - Kommunikációs bonyolultság
  - Eredmény (g és p_i-k) kiszámítása

Mechanizmusok bonyolultsága

- Ágens-szint
  - Típus kiszámítása
  - Stratégia kiszámítása
- Infrastruktúra-szint
  - Kommunikációs bonyolultság
  - Eredmény (g és p_i-k) kiszámítása

Példa: kombinatorikus aukció

- Típus/stratégia: exponenciális sok lehetőség kiértékelése
- Kommunikáció: exponenciális sok ajánlat
- Eredmény: optimális elosztás meghatározása NP-nehéz

Mechanizmusok bonyolultsága

- Ágens-szint
  - Típus kiszámítása
  - Stratégia kiszámítása
- Infrastruktúra-szint
  - Kommunikációs bonyolultság
  - Eredmény (g és p_i-k) kiszámítása

Példa: kombinatorikus aukció

- Típus/stratégia: exponenciális sok lehetőség kiértékelése
- Kommunikáció: exponenciális sok ajánlat
- Eredmény: optimális elosztás meghatározása NP-nehéz

Ha az eredmény meghatározása NP-nehéz és közelítő algoritmust használunk a VCG sémában, nemcsak a hatékonyságot, de a stratégia-biztosságot is elveszítjük!

Példa: feladat ütemezés

- Osszunk ki k feladatot n ágens részére
- Az i. ágens a j. feladatot $t_{i,j}$ idő alatt tudja végrehajtani (típus)
- Lehetséges kimenet: a feladatok $o = (o_1, \ldots, o_n)$ particionálása
- Cél a minimális makespan: $f(t) \in \mathrm{argmin}_o \max_i \sum_{j \in o_i} t_{i,j}$
- NP-nehéz probléma (Lenstra – Shmoys – Tardos, 1987)

Példa: feladat ütemezés

- Osszunk ki k feladatot n ágens részére
- Az i. ágens a j. feladatot $t_{i,j}$ idő alatt tudja végrehajtani (típus)
- Lehetséges kimenet: a feladatok $o = (o_1, \ldots, o_n)$ particionálása
- Cél a minimális makespan: $f(t) \in \operatorname{argmin}_o \max_i \sum_{j \in o_i} t_{i,j}$
- NP-nehéz probléma (Lenstra – Shmoys – Tardos, 1987)
- Értékelő függvény: $v_i(o, t_i) = -\sum_{j \in o_i} t_{i,j}$
  (megj.: a társadalmi fv. így nem hatékony)

MinWork approximációs mechanizmus

- g: minden j feladatot annak az ágensnek adunk, aki a leggyorsabban végre tudja hajtani
- p: annyit fizetünk az ágensnek, amennyi a második leggyorsabb végrehajtási idő: $p_i = \sum_{j \in o_i} \min_{i' \neq i} t_{i',j}$

MinWork approximációs mechanizmus

- g: minden j feladatot annak az ágensnek adunk, aki a leggyorsabban végre tudja hajtani
- p: annyit fizetünk az ágensnek, amennyi a második leggyorsabb végrehajtási idő: $p_i = \sum_{j \in o_i} \min_{i' \neq i} t_{i',j}$

- Ez egy VCG mechanizmus $\Rightarrow$ stratégia-biztos és hatékony
- Részvételi feltétel teljesül
- A makespan minimalizálásra n-approximációs mechanizmus

MinWork approximációs mechanizmus

- g: minden j feladatot annak az ágensnek adunk, aki a leggyorsabban végre tudja hajtani
- p: annyit fizetünk az ágensnek, amennyi a második leggyorsabb végrehajtási idő: $p_i = \sum_{j \in o_i} \min_{i' \neq i} t_{i',j}$

- Ez egy VCG mechanizmus $\Rightarrow$ stratégia-biztos és hatékony
- Részvételi feltétel teljesül
- A makespan minimalizálásra n-approximációs mechanizmus

Tétel. Nem létezik c-approximációs mechanizmus, ha $c < 2$.
Sejtés. Nem létezik c-approximációs mechanizmus, ha $c < n$.

Véletlenített mechanizmusok

Definíció. Egy véletlenített mechanizmus egy valószínűségeloszlás azonos stratégiahalmazokat tartalmazó mechanizmusok $\{\mathcal{M}_r\}$ halmazán.

Definíció. Az i. ágens s_i stratégiája univerzálisan domináns, ha mindegyik $\mathcal{M}_r$ mechanizmus esetén domináns. Egy véletlenített direkt mechanizmus univerzálisan stratégia-biztos, ha $s(t) = t$ univerzálisan domináns.

Véletlenített mechanizmusok

Definíció. Egy véletlenített mechanizmus egy valószínűségeloszlás azonos stratégiahalmazokat tartalmazó mechanizmusok $\{\mathcal{M}_r\}$ halmazán.

Definíció. Az i. ágens s_i stratégiája univerzálisan domináns, ha mindegyik $\mathcal{M}_r$ mechanizmus esetén domináns. Egy véletlenített direkt mechanizmus univerzálisan stratégia-biztos, ha $s(t) = t$ univerzálisan domináns.

A feladat ütemezés két ágenses esetére létezik polinomiálisan kiszámítható, (a várható értéket tekintve) $7/4$-approximációs univerzálisan stratégia-biztos véletlenített mechanizmus! (Nisan – Ronen, 2001)

Ellenőrzéses mechanizmusok

Két fázis:

- Deklaráció
- Végrehajtás

Modell

- Stratégia: $\Sigma = D \times E$
- Mechanizmus döntése: $k : D \to K$
- Végrehajtás: $e_i(k, t_i)$
- Kimenet (a probléma specifikációjának része): $o(k, e)$
- Hasznosság: $u_i = v_i(o, t_i) + p_i(d, e)$

Ellenőrzéses mechanizmusok

Két fázis:

- Deklaráció
- Végrehajtás

Modell

- Stratégia: $\Sigma = D \times E$
- Mechanizmus döntése: $k : D \to K$
- Végrehajtás: $e_i(k, t_i)$
- Kimenet (a probléma specifikációjának része): $o(k, e)$
- Hasznosság: $u_i = v_i(o, t_i) + p_i(d, e)$

Definíció. A $\mathcal{M} = (\Sigma, k, p)$ ellenőrzéses mechanizmus direkt, ha $D = T$. Ha ezen kívül létezik $e \in E$, hogy (t, e) domináns egyensúly, akkor stratégia-biztos.

Feladat ütemezés ellenőrzéses változat

- Osszunk ki k feladatot n ágens részére
- Az i. ágens a j. feladatot $t_{i,j}$ idő alatt tudja végrehajtani (típus)
- A mechanizmus döntése: a feladatok $x = (x_1, \ldots, x_n)$ particionálása
- Végrehajtás (megfigyelhető): $e_j \geq t_{i,j}$ $(j \in x_i)$
- Értékelő függvény: $v_i = -\sum_{j \in x_i} e_j$
- Cél a minimális makespan: $f(t) \in \operatorname{argmin}_x \max_i \sum_{j \in x_i} e_j$

Feladat ütemezés ellenőrzéses változat

- Osszunk ki k feladatot n ágens részére
- Az i. ágens a j. feladatot $t_{i,j}$ idő alatt tudja végrehajtani (típus)
- A mechanizmus döntése: a feladatok $x = (x_1, \ldots, x_n)$ particionálása
- Végrehajtás (megfigyelhető): $e_j \geq t_{i,j}$ $(j \in x_i)$
- Értékelő függvény: $v_i = -\sum_{j \in x_i} e_j$
- Cél a minimális makespan: $f(t) \in \mathrm{argmin}_x \max_i \sum_{j \in x_i} e_j$

- Kompenzáció-és-bónusz mechanizmus: egzakt, stratégia-biztos, de nem polinomiális

Feladat ütemezés összefoglalás

Hagyományos mechanizmus: Nincs $(2-\varepsilon)$-approximációs mechanizmus

Véletlenített mechanizmus: 2 ágenses esetre létezik 7/4-approximációs polinomiális mechanizmus.

Ellenőrzéses mechanizmus: Létezik egzakt mechanizmus, de nem polinomiális

Ellenőrzéses mechanizmus spec. eset: Létezik $(1+\varepsilon)$-approximációs polinomiális mechanizmus (ld. Nisan – Ronen, 2001)

Elosztott mechanizmus tervezés

Hagyjuk el a központi döntéshozót!

- Gyakran reálisabb
- Robusztusabb
- Jobban párhuzamosítható

Elosztott mechanizmus tervezés

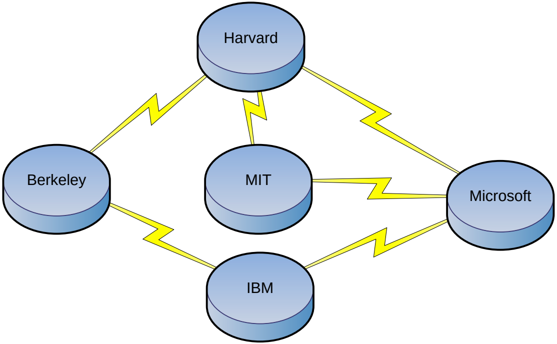
Hagyjuk el a központi döntéshozót!

- Gyakran reálisabb
- Robusztusabb
- Jobban párhuzamosítható

De...

- ...hogyan zajlik a kommunikáció?
- ...hogyan határozzuk meg a kimenetet?
- ...hogyan határozzuk meg a fizetséget?

Példa: interdomain routing



- Autonóm rendszerekből (AS) álló irányítatlan gráf
- Minden AS-nek van egy csomagonkénti tranzitköltsége
- Border Gateway Protocol (BGP), RFC 1771

Az elosztott mechanizmus modellje

Az $s_i = (e_i, b_i, w_i)$ stratégia részei:

- Információ-megosztási stratégia: e_i
- Számítási stratégia: b_i
- Üzenettovábbítási stratégia: w_i

Megjegyzés. Lehet inkrementális információ-megosztás $\Rightarrow$ iteratív mechanizmus.

Az elosztott mechanizmus modellje

Az $s_i = (e_i, b_i, w_i)$ stratégia részei:

- Információ-megosztási stratégia: e_i
- Számítási stratégia: b_i
- Üzenettovábbítási stratégia: w_i

Megjegyzés. Lehet inkrementális információ-megosztás $\Rightarrow$ iteratív mechanizmus.

Definíció. $\mathcal{M} = (\Sigma, g, p, s^m)$ egy elosztott mechanizmus, ahol $s^m : T \to \Sigma$ ajánlott stratégia.

Megjegyzés. Habár nincs központosított döntéshozás, egy bankra szükség van, aki felügyeli a végrehajtást!

Gyengített egyensúly és implementáció

Definíció. $s : T \to \Sigma$ *ex post* Nash egyensúly, ha $\forall i, t, s'_i : u_i(s(t), t_i) \geq u_i(s'_i(t_i), s_{-i}(t_{-i}), t_i)$, azaz semmilyen típusprofil esetén nem éri meg egyoldalúan eltérni s-től.

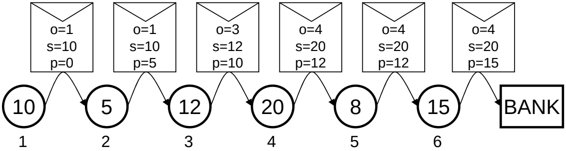
Definíció. $\mathcal{M} = (\Sigma, g, p, s^m)$ egy faithful mechanizmus, ha s^m ex post Nash egyensúly.

További fogalmak: (általánosított) ösztönzés-kompatibilitás, kommunikáció-kompatibilitás, algoritmus-kompatibilitás,. . .

Technikák: redundancia, *catch-and-punish*, particionálás, kriptográfiai protokollok,. . .

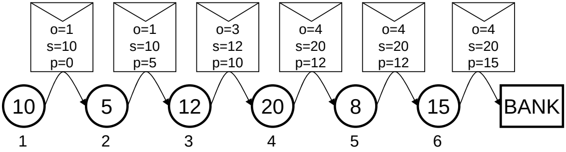
Példa: Vickrey-aukció

Egy nem *faithful* implementáció:

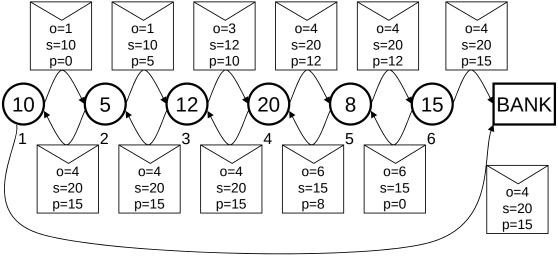


Példa: Vickrey-aukció

Egy nem *faithful* implementáció:



Egy *faithful* implementáció:



Tartalom

Elosztott termelési rendszerek és a mech. tervezés

Elosztott termelés	**Mechanizmus tervezés**
vállalatok/gyárak	ágensek
profit max./ktg. min.	hasznosság max.
privát információ	típus
rendszer szintű optimum	társadalmi fv.
szerződések	játékszabályok
tervezés, ütemezés, stb.	bonyolult problémák
elektronikus adatcsere	kommunikációs bony.
kollaboratív tervezés	elosztott mechanizmusok
(automatikus) tárgyalás	iteratív mechanizmusok

Olvasnivalók

- Albrecht, M.: *Supply Chain Coordination Mechanisms*. Springer, 2010.
- Narahari, Y., Garg, D., Narayanam, R., Prakash, H.: *Game Theoretic Problems in Network Economics and Mechanism Design Solutions*. Springer, 2009.
- Nisan, N., Ronen, A.: Algorithmic Mechanism Design. *Games Econ. Behav.*, 35, pp. 166–196, 2001.
- Nisan, N., Roughgarden, T., Tardos, É., Vazirani, V. V.: *Algorithmic Game Theory*. Cambridge University Press, 2007.
- Shneidman, J., Parkes, D. C.: Specification Faithfulness in Networks with Rational Nodes. *Proc. of* 23^{rd} *ACM Symposium on Principles of Distributed Computing*, pp. 88–97, 2004.
- Steimle, J.: *Algorithmic Mechanism Design – Eine Einführung*. Springer, 2008.