

Minimizing the number of ADMs in WDM Optical Rings with Traffic Grooming

PROJECTE FI DE CARRERA
ETSETB

Ignasi Sau Valls

Director: Xavier Muñoz López

Departament de Matemàtica Aplicada IV
Universitat Politècnica de Catalunya

Agraïments

Xavier Muñoz



Dept. MA IV
UPC
Barcelona

Jean-Claude Bermond



MASCOTTE
INRIA
Nice

David Coudert



MASCOTTE
INRIA
Nice

Índex de la presentació

- Introducció
- L'anell bidireccional
- L'anell unidireccional
 - Altres grafs de requests
 - Grooming de 2 períodes
- Conclusions

Índex de la presentació

- **Introducció**
 - Conceptes previs i definicions
 - Modelització
- L'anell bidireccional
- L'anell unidireccional
 - Altres grafs de requests
 - Grooming de 2 períodes
- Conclusions

Introducció

- Xarxes WDM (Wavelength Division Multiplexing)
 - 1 longitud d'ona (o freqüència) = fins a 40 Gb/s
 - 1 fibra = centenars de longituds d'ona = Tb/s

- Idea

El **Traffic grooming** en xarxes es refereix a agrupar tràfic de "baixa" velocitat en un flux de tràfic més ràpid

→ posem diversos senyals de "baixa" velocitat en la mateixa longitud d'ona (TDM, Time Division Multiplexing)

- Objectius

- Ús eficient de l'ample de banda
- Minimitzar el cost de la xarxa (en particular el material)

Introducció

- Xarxes WDM (Wavelength Division Multiplexing)
 - 1 longitud d'ona (o freqüència) = fins a 40 Gb/s
 - 1 fibra = centenars de longituds d'ona = Tb/s

- Idea

El **Traffic grooming** en xarxes es refereix a agrupar tràfic de "baixa" velocitat en un flux de tràfic més ràpid

→ posem diversos senyals de "baixa" velocitat en la mateixa longitud d'ona (TDM, Time Division Multiplexing)

- Objectius

- Ús eficient de l'ample de banda
- Minimitzar el cost de la xarxa (en particular el material)

Introducció

- Xarxes WDM (Wavelength Division Multiplexing)
 - 1 longitud d'ona (o freqüència) = fins a 40 Gb/s
 - 1 fibra = centenars de longituds d'ona = Tb/s

- Idea

El **Traffic grooming** en xarxes es refereix a agrupar tràfic de "baixa" velocitat en un flux de tràfic més ràpid

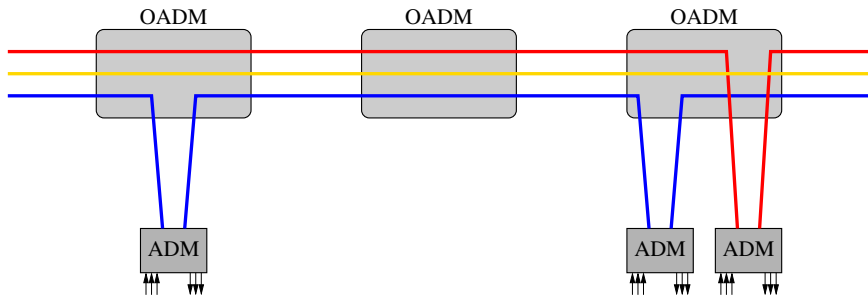
→ posem diversos senyals de "baixa" velocitat en la mateixa longitud d'ona (TDM, Time Division Multiplexing)

- Objectius

- Ús eficient de l'ample de banda
- Minimitzar el cost de la xarxa (en particular el material)

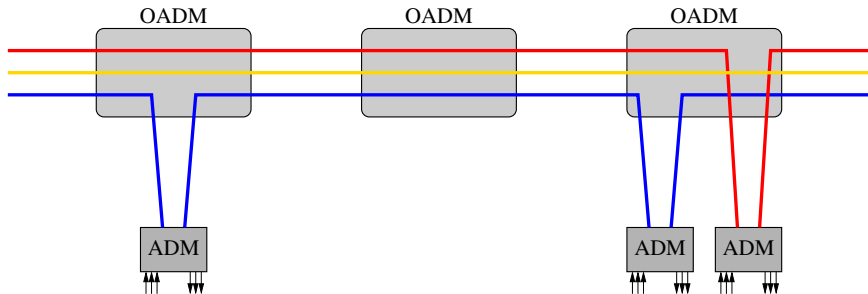
ADM i OADM

- **OADM** (Optical Add/Drop Multiplexer)= afegeix i treu una longitud d'ona d'una fibra
- **ADM** (Add/Drop Multiplexer)= afegeix i treu OC/STM (senyal elèctric de "baixa" velocitat) d'una longitud d'ona



ADM i OADM

- **OADM** (Optical Add/Drop Multiplexer)= afegeix i treu una longitud d'ona d'una fibra
- **ADM** (Add/Drop Multiplexer)= afegeix i treu OC/STM (senyal elèctric de "baixa" velocitat) d'una longitud d'ona



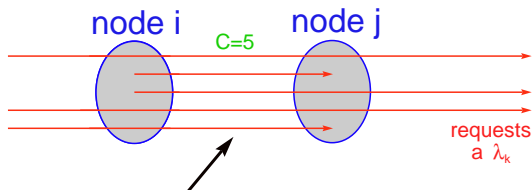
→ voldrem minimitzar el nombre d'ADMs

Definicions

- **Request** (i, j) : un parell de nodes (i, j) que volen intercanviar tràfic (de "baixa" velocitat)

Definicions

- **Request** (i, j) : un parell de nodes (i, j) que volen intercanviar tràfic (de "baixa" velocitat)
- **Grooming factor C**:



Per a cada longitud d'ona, a cada arc entre 2 nodes només poden haver-hi C requests que el travessin

Exemple:

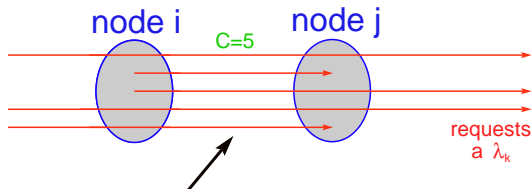
Capacitat d'una long. d'ona = 2400 Mb/s

Velocitat d'un request = 600 Mb/s

$\Rightarrow C = 4$

Definicions

- **Request** (i, j) : un parell de nodes (i, j) que volen intercanviar tràfic (de "baixa" velocitat)
- **Grooming factor C**:



Per a cada longitud d'ona, a cada arc entre 2 nodes només poden haver-hi C requests que el travessin

Exemple:

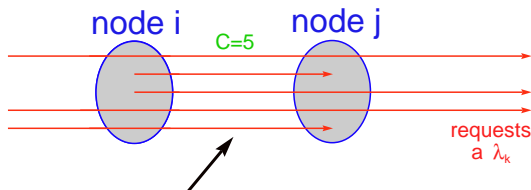
Capacitat d'una long. d'ona = 2400 Mb/s

Velocitat d'un request = 600 Mb/s

$\Rightarrow C = 4$

Definicions

- **Request** (i, j) : un parell de nodes (i, j) que volen intercanviar tràfic (de "baixa" velocitat)
- **Grooming factor C**:

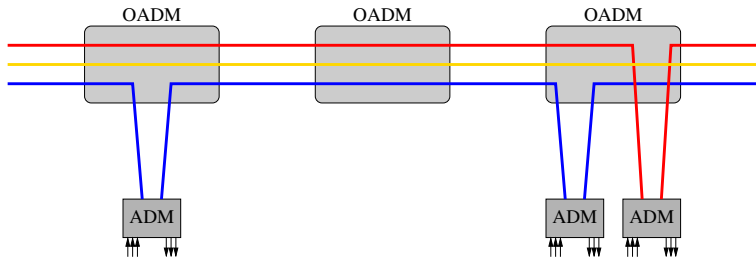


Per a cada longitud d'ona, a cada arc entre 2 nodes només poden haver-hi C requests que el travessin

- **Càrrega (load)** d'un arc en cada long. d'ona: és el nombre de requests que travessen aquest arc (ha de ser $\leq C$)

ADM i OADM

- **OADM** (Optical Add/Drop Multiplexer)= afegeix i treu una longitud d'ona d'una fibra
- **ADM** (Add/Drop Multiplexer)= afegeix i treu OC/STM (senyal elèctric de baixa velocitat) d'una longitud d'ona



- **Idea:** Fer servir **ADM** només als nodes inicial i final d'un request (lightpaths) per estalviar tants ADMs com es pugui

Traducció de les Telecomunicacions a les Matemàtiques

Paràmetres de la xarxa òptica	Modelització en termes de grafs

Traducció de les Telecomunicacions a les Matemàtiques

Paràmetres de la xarxa òptica	Modelització en termes de grafs
Topologia de la xarxa òptica	Graf orientat G

Traducció de les Telecomunicacions a les Matemàtiques

Paràmetres de la xarxa òptica	Modelització en termes de grafs
Topologia de la xarxa òptica	Graf orientat G
Matriu de tràfic, amb instàncies de requests (i,j)	Graf orientat I , amb arcs (i,j)

Traducció de les Telecomunicacions a les Matemàtiques

Paràmetres de la xarxa òptica	Modelització en termes de grafs
Topologia de la xarxa òptica	Graf orientat G
Matriu de tràfic, amb instàncies de requests (i,j)	Graf orientat I , amb arcs (i,j)
Enrutar un request r	Assignar un camí orientat $P(r)$ en G i una longitud d'ona ω

Traducció de les Telecomunicacions a les Matemàtiques

Paràmetres de la xarxa òptica	Modelització en termes de grafs
Topologia de la xarxa òptica	Graf orientat G
Matriu de tràfic, amb instàncies de requests (i,j)	Graf orientat I , amb arcs (i,j)
Enrutar un request r	Assignar un camí orientat $P(r)$ en G i una longitud d'ona ω
Requests a la freqüència ω	Subgraf B_ω de I

Traducció de les Telecomunicacions a les Matemàtiques

Paràmetres de la xarxa òptica	Modelització en termes de grafs
Topologia de la xarxa òptica	Graf orientat G
Matriu de tràfic, amb instàncies de requests (i,j)	Graf orientat I , amb arcs (i,j)
Enrutar un request r	Assignar un camí orientat $P(r)$ en G i una longitud d'ona ω
Requests a la freqüència ω	Subgraf B_ω de I
Grooming Factor C (un request fa servir $\frac{1}{C}$ de l'ample de banda disponible a ω)	\forall arc $e \in G$ i $\forall \omega, \exists$ com a molt C camins a la longitud d'ona ω contenint l'arc e : $load(B_\omega, e) \leq C$

Traducció de les Telecomunicacions a les Matemàtiques

Paràmetres de la xarxa òptica	Modelització en termes de grafs
Topologia de la xarxa òptica	Graf orientat G
Matriu de tràfic, amb instàncies de requests (i,j)	Graf orientat I , amb arcs (i,j)
Enrutar un request r	Assignar un camí orientat $P(r)$ en G i una longitud d'ona ω
Requests a la freqüència ω	Subgraf B_ω de I
Grooming Factor C (un request fa servir $\frac{1}{C}$ de l'ample de banda disponible a ω)	\forall arc $e \in G$ i $\forall \omega, \exists$ com a molt C camins a la longitud d'ona ω contenint l'arc e : $load(B_\omega, e) \leq C$
ADM a la freqüència ω	Vèrtex al subgraf B_ω

Traducció de les Telecomunicacions a les Matemàtiques

Paràmetres de la xarxa òptica	Modelització en termes de grafs
Topologia de la xarxa òptica	Graf orientat G
Matriu de tràfic, amb instàncies de requests (i,j)	Graf orientat I , amb arcs (i,j)
Enrutar un request r	Assignar un camí orientat $P(r)$ en G i una longitud d'ona ω
Requests a la freqüència ω	Subgraf B_ω de I
Grooming Factor C (un request fa servir $\frac{1}{C}$ de l'ample de banda disponible a ω)	\forall arc $e \in G$ i $\forall \omega, \exists$ com a molt C camins a la longitud d'ona ω contenint l'arc e : $load(B_\omega, e) \leq C$
ADM a la freqüència ω	Vèrtex al subgraf B_ω
<i>Objectiu</i> : minimitzar el nombre total d'ADMs	<i>Objectiu</i> : minimitzar $\sum_{\omega=1}^W V(B_\omega) $

Formalització

Per tant, podem definir el problema de la següent manera:

El problema de Traffic Grooming (per a ADMs)

- Entrades** Un graf orientat G (xarxa)
Un graf orientat I (conjunt de requests)
Un grooming factor C
- Sortides** Trobar per a cada arc $r \in I$ un camí $P(r)$ en G , i una partició dels arcs de I en subgrafs B_ω , $1 \leq \omega \leq W$, tals que $\forall e \in E(G)$ $load(B_\omega, e) \leq C$
- Objectiu** Minimitzar $\sum_{\omega=1}^W |V(B_\omega)|$, i aquest mínim es denota per $A(G, I, C)$

Relació amb el "loading problem"

- En comptes de minimitzar el nombre d'ADMs, una altra possibilitat és **minimitzar el nombre de longituds d'ona** utilitzades en la descomposició.
→ **LOADING PROBLEM**
- Pregunta natural:
són els problemes de **grooming** i de **loading equivalents**?
→ **NO**
- *Chiu i Modiano (2000)* van demostrar que fins i tot a la xarxa més simple (anell unidireccional) el nombre d'ADMs i el nombre de longituds d'ona no poden ser simultàniament minimitzats.

Relació amb el "loading problem"

- En comptes de minimitzar el nombre d'ADMs, una altra possibilitat és **minimitzar el nombre de longituds d'ona** utilitzades en la descomposició.
→ **LOADING PROBLEM**
- Pregunta natural:
són els problemes de **grooming** i de **loading equivalents**?
→ **NO**
- *Chiu i Modiano (2000)* van demostrar que fins i tot a la xarxa més simple (anell unidireccional) el nombre d'ADMs i el nombre de longituds d'ona no poden ser simultàniament minimitzats.

Relació amb el "loading problem"

- En comptes de minimitzar el nombre d'ADMs, una altra possibilitat és **minimitzar el nombre de longituds d'ona** utilitzades en la descomposició.
→ **LOADING PROBLEM**
- Pregunta natural:
són els problemes de **grooming** i de **loading equivalents**?
→ **NO**
- *Chiu i Modiano* (2000) van demostrar que fins i tot a la xarxa més simple (anell unidireccional) el nombre d'ADMs i el nombre de longituds d'ona no poden ser simultàniament minimitzats.

Índex de la presentació

- Introducció
- **L'anell bidireccional**
 - Preliminars
 - Equacions i fites
 - Cas $C=2$
 - Cas $C=3$
 - Cas $C=1+2+\dots+k$
- L'anell unidireccional
 - Altres grafs de requests
 - Grooming de 2 períodes
- Conclusions

Preliminars. El cas que hem estudiat

- En el nostre treball ens hem concentrat en:

- Topologia: **anell bidireccional** $\longrightarrow G = C_N^*$
- Cas "**tots-amb-tots**" i **requestes unitaris** $\longrightarrow I = K_N$
- Enrutem els requestes pel **camí més curt**

- Com tenim simetria, només comptem la meitat dels ADMs i després multipliquem per 2 $\longrightarrow I = T_N$

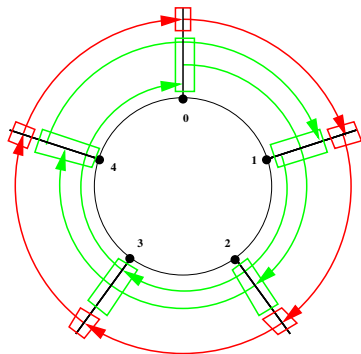
- Donats N i C , la solució òptima es denota per **A(C,N)**

Preliminars. El cas que hem estudiat

- En el nostre treball ens hem concentrat en:
 - Topologia: **anell bidireccional** $\longrightarrow G = C_N^*$
 - Cas "**tots-amb-tots**" i **requestes unitaris** $\longrightarrow I = K_N$
 - Enrutem els requestes pel **camí més curt**
- Com tenim simetria, només comptem la meitat dels ADMs i després multipliquem per 2 $\longrightarrow I = T_N$
- Donats N i C , la solució òptima es denota per **$A(C, N)$**

Exemple: $N = 5$ i $C = 2$

Aquí descomposem T_5 de dues maneres, fent servir dues long. d'ona:

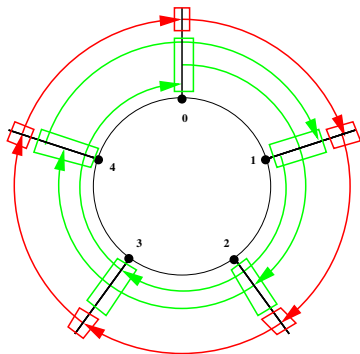


10 ADMS

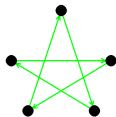


Exemple: $N = 5$ i $C = 2$

Aquí descomposem T_5 de dues maneres, fent servir dues long. d'ona:

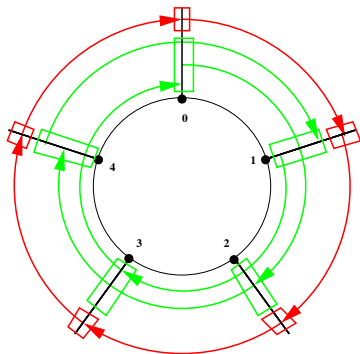


10 ADMS

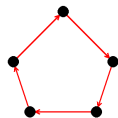
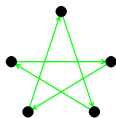


Exemple: $N = 5$ i $C = 2$

Aquí descomposem T_5 de dues maneres, fent servir dues long. d'ona:

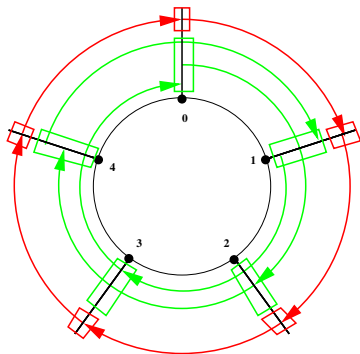


10 ADMS

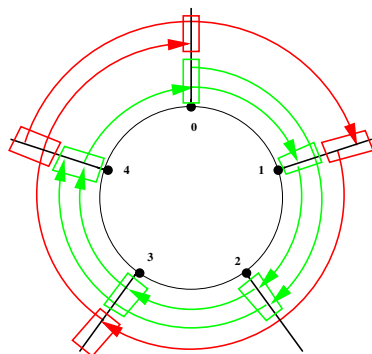


Exemple: $N = 5$ i $C = 2$

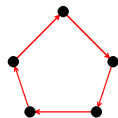
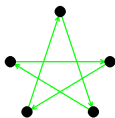
Aquí descomposem T_5 de dues maneres, fent servir dues long. d'ona:



10 ADMs

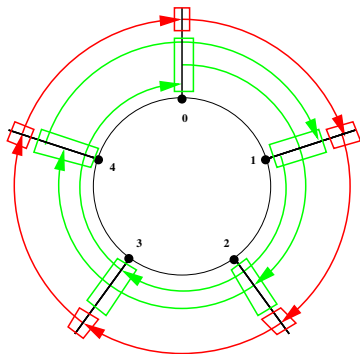


9 ADMs

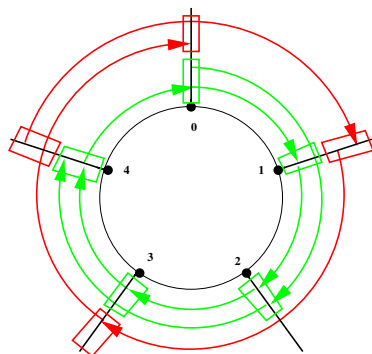


Exemple: $N = 5$ i $C = 2$

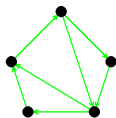
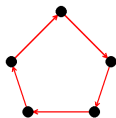
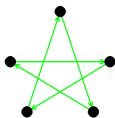
Aquí descomposem T_5 de dues maneres, fent servir dues long. d'ona:



10 ADMS

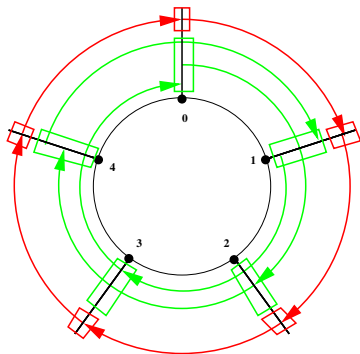


9 ADMS

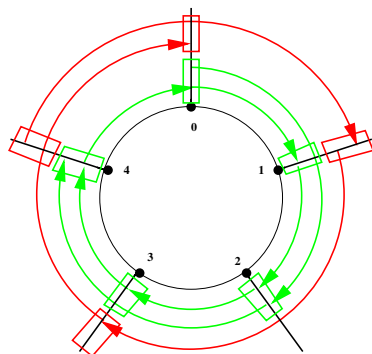


Exemple: $N = 5$ i $C = 2$

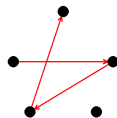
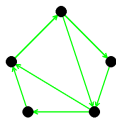
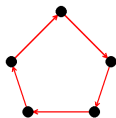
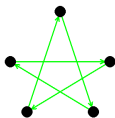
Aquí descomposem T_5 de dues maneres, fent servir dues long. d'ona:



10 ADMs



9 ADMs



Què s'havia fet fins ara

- El problema a l'**anell unidireccional** ha estat resolt per valors del *grooming factor* ≤ 6 .
(*Bermond, Coudert, Muñoz et al*, 2003-2005)
- En el cas **bidireccional**, s'han desenvolupat mètodes heurístics i algorismes aproximatius. El millor algorisme a dia d'avui té ràtio $2 \log(C) + o(\log(C))$.
(*Flammini, Moscardelli, Shalom i Zaks*, 2006)
- *Colbourn i Wan* (2001) van aplicar mètodes més teòrics de teoria de dissenys al cas de l'anell bidireccional, però les construccions no són òptimes.
- *Chow i Lin* (2004) demostren una nova fita inferior per l'anell bidireccional, sense restriccions en el routing.

Què s'havia fet fins ara

- El problema a l'**anell unidireccional** ha estat resolt per valors del *grooming factor* ≤ 6 .
(*Bermond, Coudert, Muñoz et al*, 2003-2005)
- En el cas **bidireccional**, s'han desenvolupat mètodes heurístics i algorismes aproximatius. El millor algorisme a dia d'avui té ràtio $2 \log(C) + o(\log(C))$.
(*Flammini, Moscardelli, Shalom i Zaks*, 2006)
- *Colbourn i Wan* (2001) van aplicar mètodes més teòrics de teoria de dissenys al cas de l'anell bidireccional, però les construccions no són òptimes.
- *Chow i Lin* (2004) demostren una nova fita inferior per l'anell bidireccional, sense restriccions en el routing.

Què s'havia fet fins ara

- El problema a l'**anell unidireccional** ha estat resolt per valors del *grooming factor* ≤ 6 .
(*Bermond, Coudert, Muñoz et al*, 2003-2005)
- En el cas **bidireccional**, s'han desenvolupat mètodes heurístics i algorismes aproximatius. El millor algorisme a dia d'avui té ràtio $2 \log(C) + o(\log(C))$.
(*Flammini, Moscardelli, Shalom i Zaks*, 2006)
- *Colbourn i Wan* (2001) van aplicar mètodes més teòrics de teoria de dissenys al cas de l'anell bidireccional, però les construccions no són òptimes.
- *Chow i Lin* (2004) demostren una nova fita inferior per l'anell bidireccional, sense restriccions en el routing.

Què s'havia fet fins ara

- El problema a l'**anell unidireccional** ha estat resolt per valors del *grooming factor* ≤ 6 .
(*Bermond, Coudert, Muñoz et al*, 2003-2005)
- En el cas **bidireccional**, s'han desenvolupat mètodes heurístics i algorismes aproximatius. El millor algorisme a dia d'avui té ràtio $2 \log(C) + o(\log(C))$.
(*Flammini, Moscardelli, Shalom i Zaks*, 2006)
- *Colbourn i Wan* (2001) van aplicar mètodes més teòrics de teoria de dissenys al cas de l'anell bidireccional, però les construccions no són òptimes.
- *Chow i Lin* (2004) demostren una nova fita inferior per l'anell bidireccional, sense restriccions en el routing.

Equacions i fites. Equacions del problema

Considerem una solució vàlida del problema, i sigui a_p el nombre de subgrafs de la partició amb exactament p nodes, A el nombre d'ADMs, i W el nombre de subgrafs de la partició.

$$A = \sum_{p=2}^N p a_p \quad (1)$$

$$\sum_{p=2}^N a_p = W \quad (2)$$

$$\sum_{w=1}^W |E_w| = |E| \quad (3)$$

Quan $I = T_N$, tenim $|E| = \frac{N(N-1)}{2}$, i se sap que,

$$W \geq \left\lceil \frac{N^2 - \varepsilon}{8C} \right\rceil, \text{ on } \varepsilon = \begin{cases} 0, & \text{si } N \text{ parell} \\ 1, & \text{si } N \text{ senar} \end{cases}$$

Equacions i fites. Equacions del problema

Considerem una solució vàlida del problema, i sigui a_p el nombre de subgrafs de la partició amb exactament p nodes, A el nombre d'ADMs, i W el nombre de subgrafs de la partició.

$$A = \sum_{p=2}^N p a_p \quad (1)$$

$$\sum_{p=2}^N a_p = W \quad (2)$$

$$\sum_{w=1}^W |E_w| = |E| \quad (3)$$

Quan $I = T_N$, tenim $|E| = \frac{N(N-1)}{2}$, i se sap que,

$$W \geq \left\lceil \frac{N^2 - \varepsilon}{8C} \right\rceil, \text{ on } \varepsilon = \begin{cases} 0, & \text{si } N \text{ parell} \\ 1, & \text{si } N \text{ senar} \end{cases}$$

Equacions i fites. Equacions del problema

Considerem una solució vàlida del problema, i sigui a_p el nombre de subgrafs de la partició amb exactament p nodes, A el nombre d'ADMs, i W el nombre de subgrafs de la partició.

$$A = \sum_{p=2}^N p a_p \quad (1)$$

$$\sum_{p=2}^N a_p = W \quad (2)$$

$$\sum_{w=1}^W |E_w| = |E| \quad (3)$$

Quan $I = T_N$, tenim $|E| = \frac{N(N-1)}{2}$, i se sap que,

$$W \geq \left\lceil \frac{N^2 - \varepsilon}{8C} \right\rceil, \text{ on } \varepsilon = \begin{cases} 0, & \text{si } N \text{ parell} \\ 1, & \text{si } N \text{ senar} \end{cases}$$

Sobre la longitud òptima dels requests

- Sigui $\gamma(C, p)$ el nombre màxim d'arestes de qualsevol graf $H = (V, E)$ amb $|V| = p$, tal que $load(H, e) \leq C, \forall e \in E(H)$
- $\gamma(C, p)$ s'assoleix fent servir els requests de longitud mínima?
→ **En general, NO.** Per exemple, al **camí** ($N=11, C=10$):



Sobre la longitud òptima dels requests

- Sigui $\gamma(C, p)$ el nombre màxim d'arestes de qualsevol graf $H = (V, E)$ amb $|V| = p$, tal que $load(H, e) \leq C, \forall e \in E(H)$
- $\gamma(C, p)$ s'assoleix fent servir els requests de longitud mínima?
→ **En general, NO.** Per exemple, al **camí** ($N=11, C=10$):



Sobre la longitud òptima dels requests

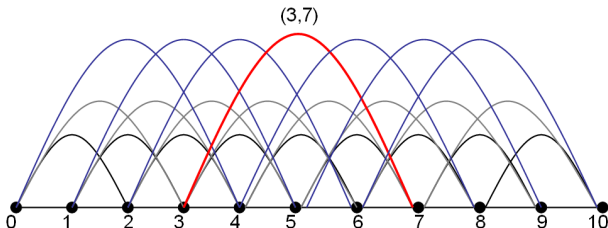
- Sigui $\gamma(C, p)$ el nombre màxim d'arestes de qualsevol graf $H = (V, E)$ amb $|V| = p$, tal que $load(H, e) \leq C, \forall e \in E(H)$
- $\gamma(C, p)$ s'assoleix fent servir els requests de longitud mínima?
→ **En general, NO.** Per exemple, al **camí** ($N=11, C=10$):



Sobre la longitud òptima dels requests

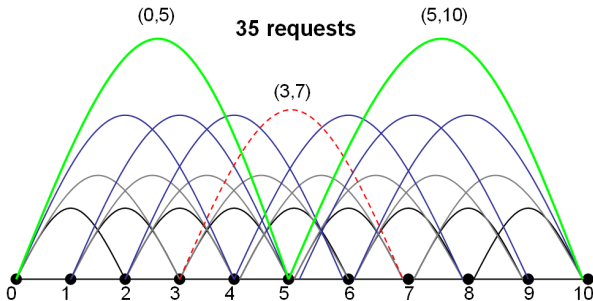
- Sigui $\gamma(C, p)$ el nombre màxim d'arestes de qualsevol graf $H = (V, E)$ amb $|V| = p$, tal que $load(H, e) \leq C, \forall e \in E(H)$
- $\gamma(C, p)$ s'assoleix fent servir els requests de longitud mínima?
 → **En general, NO.** Per exemple, al camí ($N=11, C=10$):

34 requests



Sobre la longitud òptima dels requests

- Sigui $\gamma(C, p)$ el nombre màxim d'arestes de qualsevol graf $H = (V, E)$ amb $|V| = p$, tal que $load(H, e) \leq C, \forall e \in E(H)$
- $\gamma(C, p)$ s'assoleix fent servir els requests de longitud mínima?
 → **En general, NO.** Per exemple, al camí ($N=11, C=10$):



Sobre la longitud òptima dels requests (2)

- En canvi, si la topologia és un **anell**, hem demostrat que sí que és cert:
 - $C = 1 + 2 + \dots + k + r$, $r < k + 1$
 - $C = 2 = 1 + 1 \Rightarrow k = 1, r = 1$
 - $C = 3 = 1 + 2 \Rightarrow k = 2, r = 0$

Proposició (Requests de longitud mínima)

$\gamma(C, p)$ s'assoleix fent servir els requests de longitud mínima, fins a saturar la càrrega dels arcs. A més, si escrivim C en la forma

$C = \frac{k(k+1)}{2} + r$, amb $0 \leq r \leq k$, llavors

$$\gamma(C, p) = \begin{cases} \frac{p(p-1)}{2} & , \text{ si } p \leq 2k + 1 + \varepsilon, \varepsilon = 1 \text{ si } r \geq \frac{k+2}{2} \\ kp + \left\lfloor \frac{rp}{k+1} \right\rfloor & , \text{ altrament} \end{cases}$$

Sobre la longitud òptima dels requests (2)

- En canvi, si la topologia és un **anell**, hem demostrat que sí que és cert:
- $C = 1 + 2 + \dots + k + r$, $r < k + 1$
 - $C = 2 = 1 + 1 \Rightarrow k = 1, r = 1$
 - $C = 3 = 1 + 2 \Rightarrow k = 2, r = 0$

Proposició (Requests de longitud mínima)

$\gamma(C, p)$ s'assoleix fent servir els requests de longitud mínima, fins a saturar la càrrega dels arcs. A més, si escrivim C en la forma $C = \frac{k(k+1)}{2} + r$, amb $0 \leq r \leq k$, llavors

$$\gamma(C, p) = \begin{cases} \frac{p(p-1)}{2} & , \text{ si } p \leq 2k + 1 + \varepsilon, \varepsilon = 1 \text{ si } r \geq \frac{k+2}{2} \\ kp + \left\lfloor \frac{rp}{k+1} \right\rfloor & , \text{ altrament} \end{cases}$$

Sobre la longitud òptima dels requests (2)

- En canvi, si la topologia és un **anell**, hem demostrat que sí que és cert:
- $C = 1 + 2 + \dots + k + r$, $r < k + 1$
 - $C = 2 = 1 + 1 \Rightarrow k = 1, r = 1$
 - $C = 3 = 1 + 2 \Rightarrow k = 2, r = 0$

Proposició (Requests de longitud mínima)

$\gamma(C, p)$ s'assoleix fent servir els requests de longitud mínima, fins a saturar la càrrega dels arcs. A més, si escrivim C en la forma $C = \frac{k(k+1)}{2} + r$, amb $0 \leq r \leq k$, llavors

$$\gamma(C, p) = \begin{cases} \frac{p(p-1)}{2} & , \text{ si } p \leq 2k + 1 + \varepsilon, \varepsilon = 1 \text{ si } r \geq \frac{k+2}{2} \\ kp + \left\lfloor \frac{rp}{k+1} \right\rfloor & , \text{ altrament} \end{cases}$$

Sobre la longitud òptima dels requests (2)

- En canvi, si la topologia és un **anell**, hem demostrat que sí que és cert:
- $C = 1 + 2 + \dots + k + r$, $r < k + 1$
 - $C = 2 = 1 + 1 \Rightarrow k = 1, r = 1$
 - $C = 3 = 1 + 2 \Rightarrow k = 2, r = 0$

Proposició (Requests de longitud mínima)

$\gamma(C, p)$ s'assoleix fent servir els requests de longitud mínima, fins a saturar la càrrega dels arcs. A més, si escrivim C en la forma $C = \frac{k(k+1)}{2} + r$, amb $0 \leq r \leq k$, llavors

$$\gamma(C, p) = \begin{cases} \frac{p(p-1)}{2} & , \text{ si } p \leq 2k + 1 + \varepsilon, \varepsilon = 1 \text{ si } r \geq \frac{k+2}{2} \\ kp + \left\lfloor \frac{rp}{k+1} \right\rfloor & , \text{ altrament} \end{cases}$$

Fita inferior

A partir del resultat anterior, hem pogut trobar una fita inferior:

Proposició (Fita inferior general)

Per $G = C_N^*$ i $C = \frac{k(k+1)}{2} + r$, amb $0 \leq r < k + 1$,

$$A(C, N) \geq \left\lceil \frac{N(N-1)}{2} \frac{k+1}{k(k+1)+r} \right\rceil$$

- El mètode general consisteix en trobar construccions explícites que assoleixin la fita inferior.

Cas $C = 2$

- Hem trobat una fita inferior més ajustada:

Proposició (Fita inferior més ajustada per $C = 2$)

Per $G = C_N^*$ i $C = 2$,

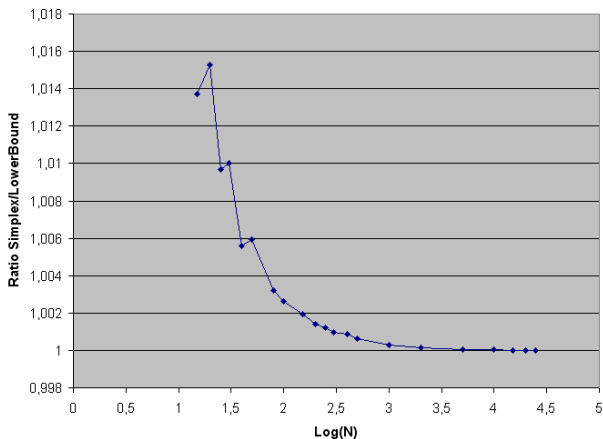
$$A(2, N) \geq \left\lceil \frac{11N(N-1)}{32} \right\rceil$$

- La fita inferior general dóna:

$$\frac{N(N-1)}{3} = \frac{11N(N-1)}{33} < \frac{11N(N-1)}{32}$$

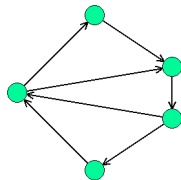
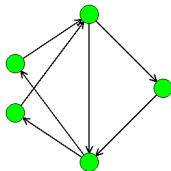
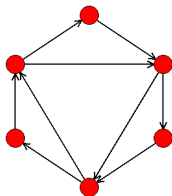
Formulació MILP

- formulació en MILP \longrightarrow sembla que és la bona fita inferior



"Bons" grafs

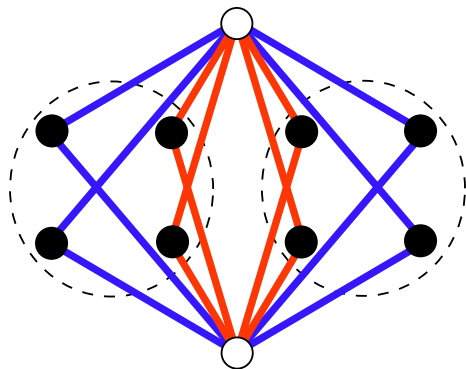
- Hauríem de fer servir, sempre que es pugui, subgrafs G_i tals que el ràtio $\frac{|E_i|}{|V_i|}$ sigui màxim. Alguns bons grafs per $C = 2$ (ràtios $\frac{9}{6}$, $\frac{7}{5}$ i $\frac{7}{5}$):



Construccions explícites

Hem trobat α -aproximacions, amb α proper a 1. Per exemple:

Fent servir aquest graf,
unim 2 nous nodes
(els blancs)
amb tots els anteriors
(dintre dels cercles)
obtenint una
 $\frac{12}{11}$ -aproximació.



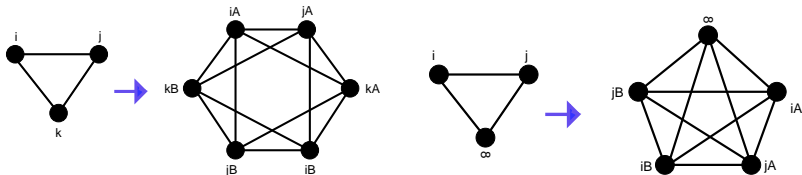
Cas $C=3$. Descomposicions òptimes

Proposició (Construcció òptima per $C = 3$)

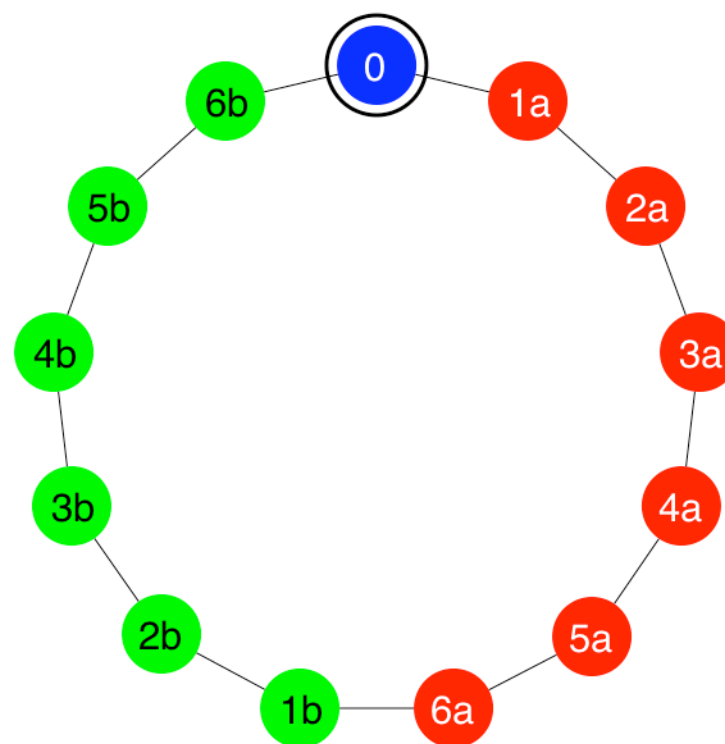
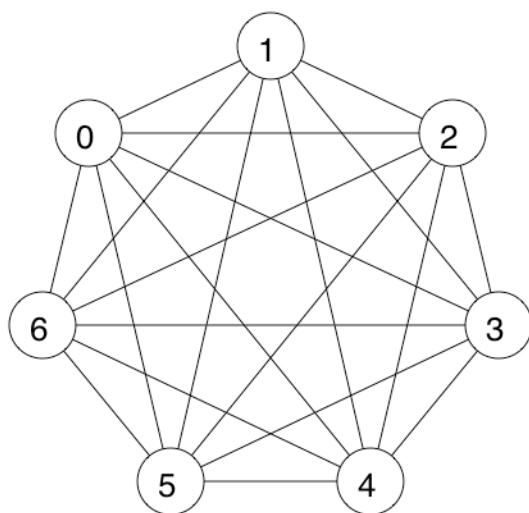
Per $G = C_N^*$, $C = 3$ i $N \equiv 1, 5 \pmod{12}$,

$$A(3, N) = \frac{N(N-1)}{4}$$

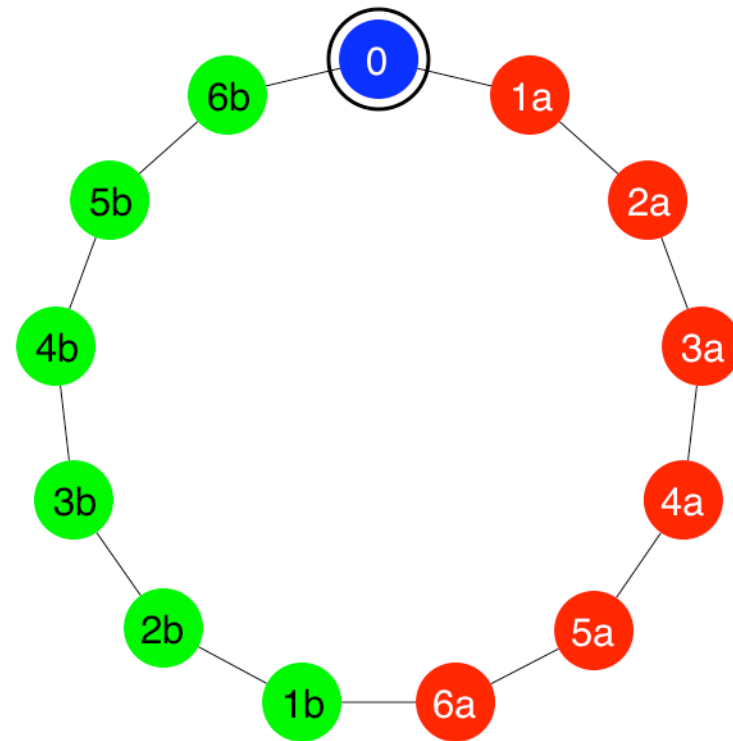
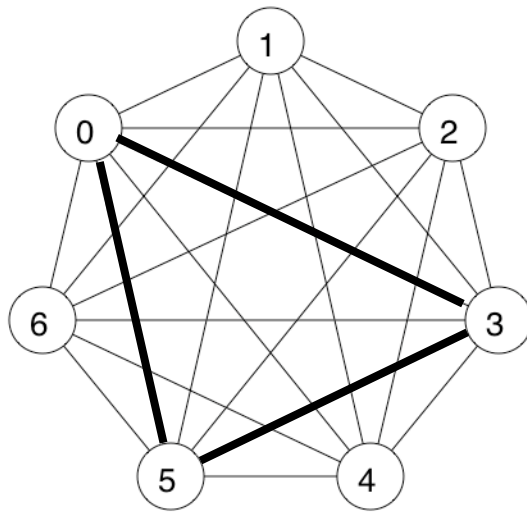
- La idea és fer servir l'existència d'una descomposició d'un graf complet en triangles, i llavors transformar cada triangle de la manera adequada:



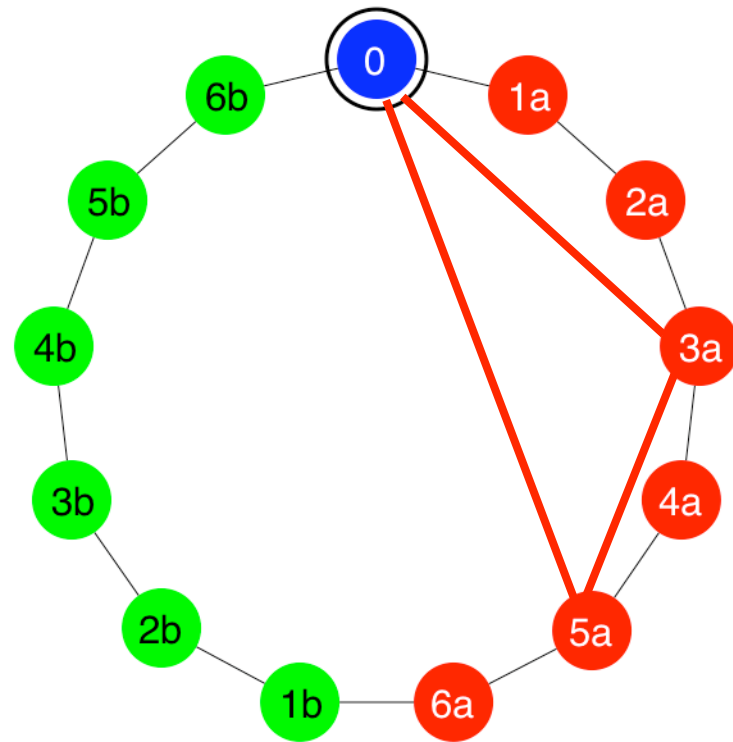
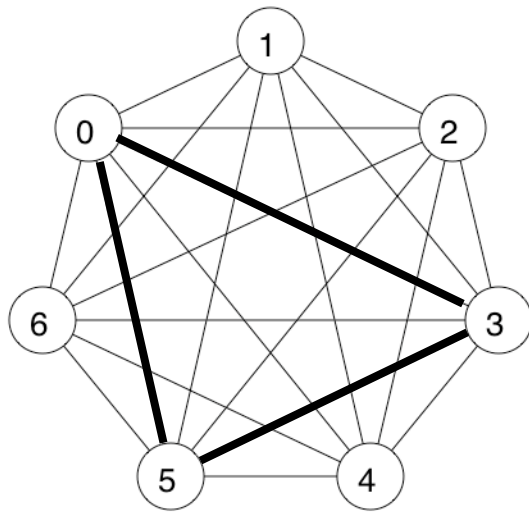
Cas C=3. Descomposicions òptimes



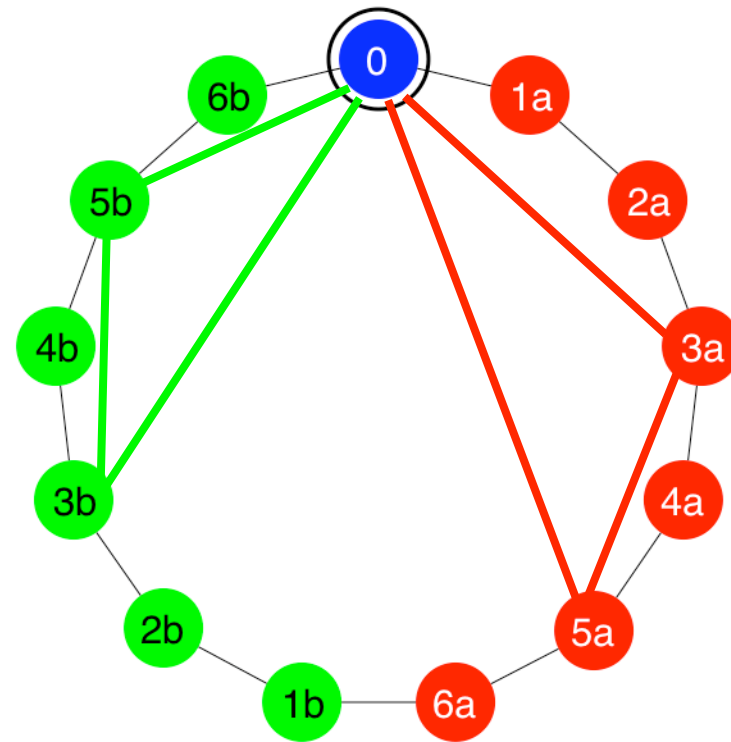
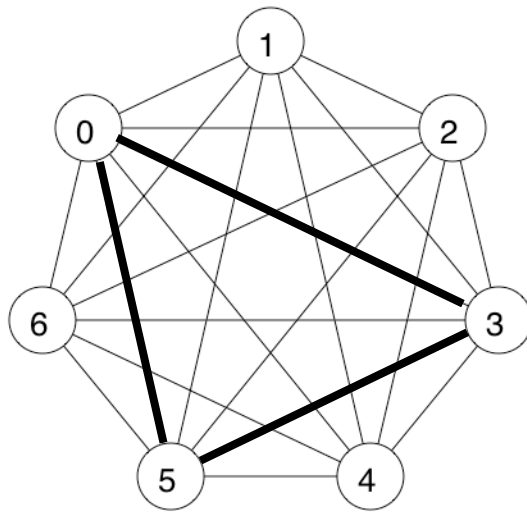
Cas C=3. Descomposicions òptimes



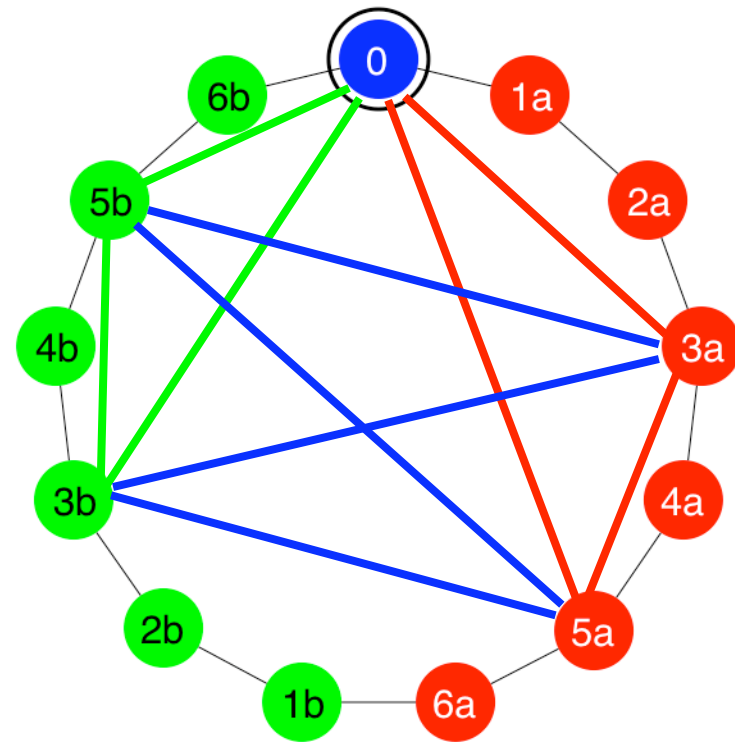
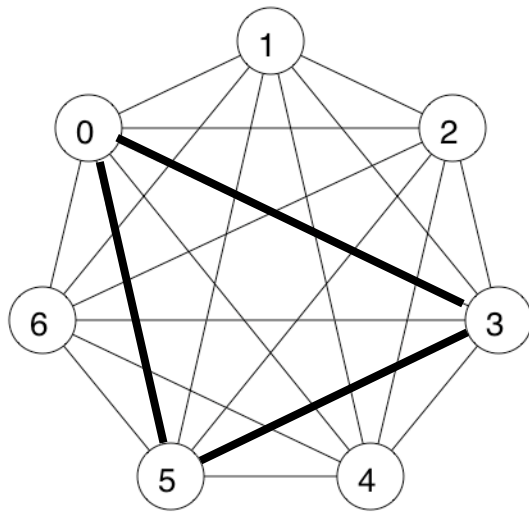
Cas C=3. Descomposicions òptimes



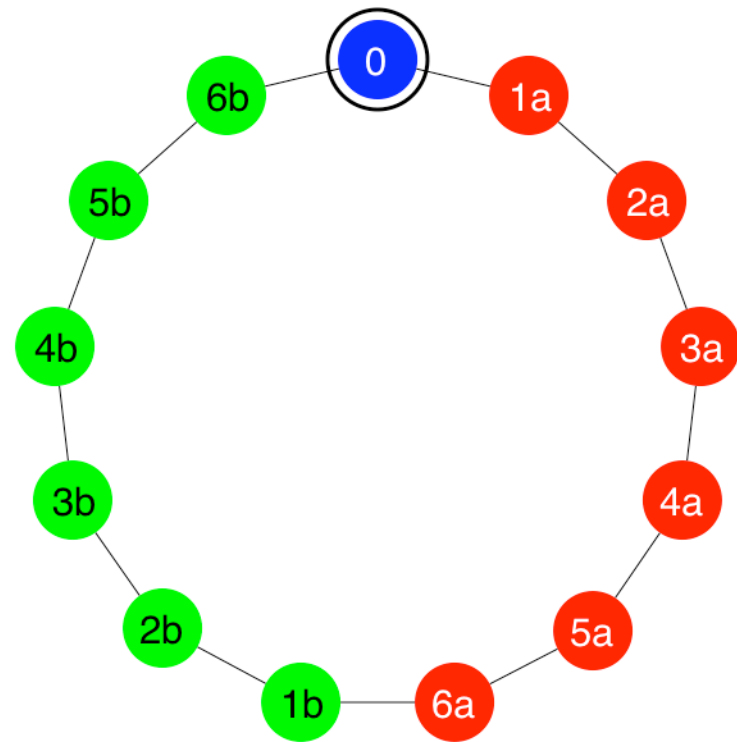
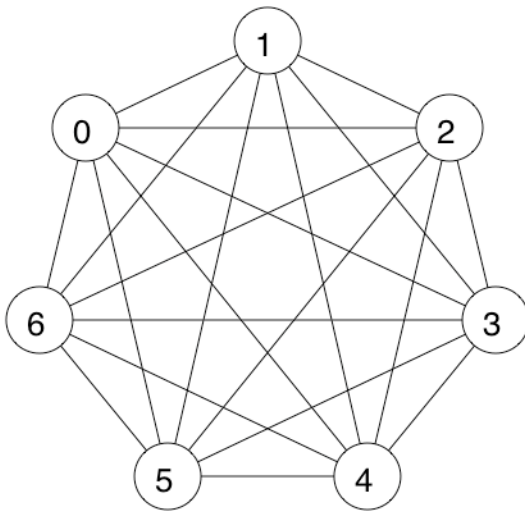
Cas C=3. Descomposicions òptimes



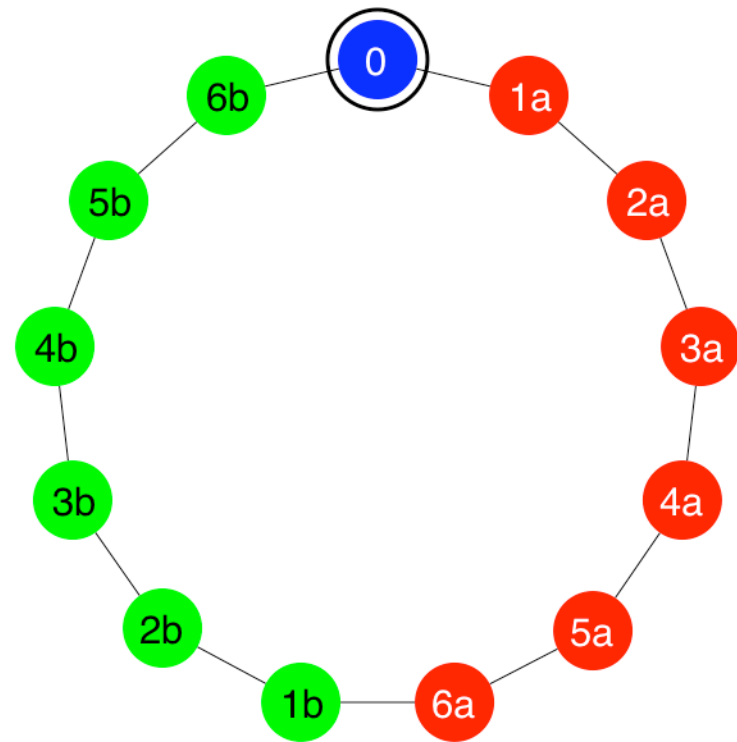
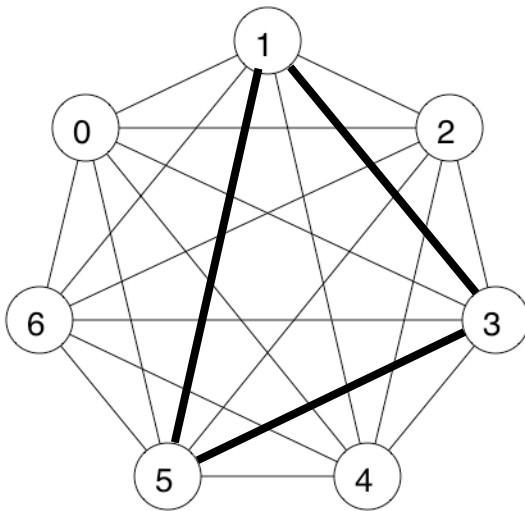
Cas C=3. Descomposicions òptimes



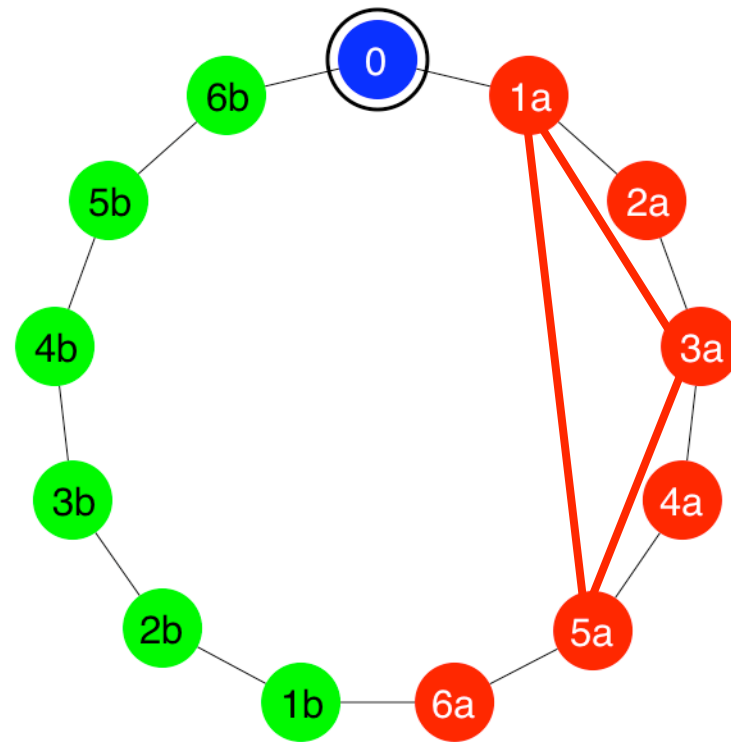
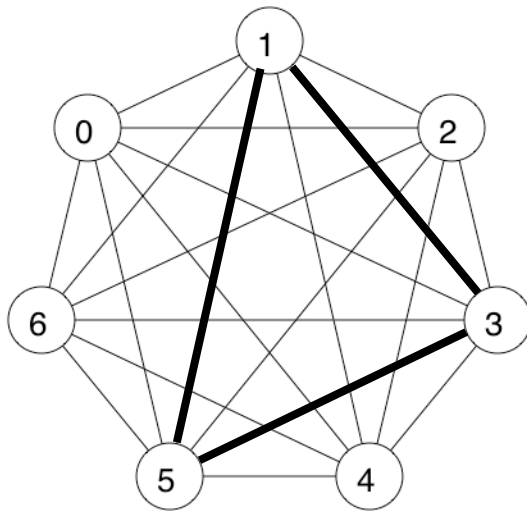
Cas C=3. Descomposicions òptimes



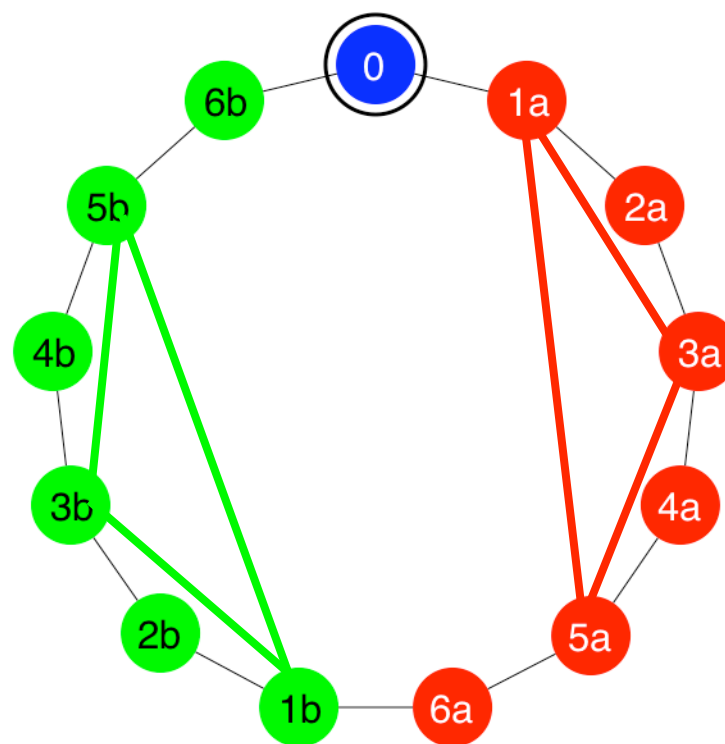
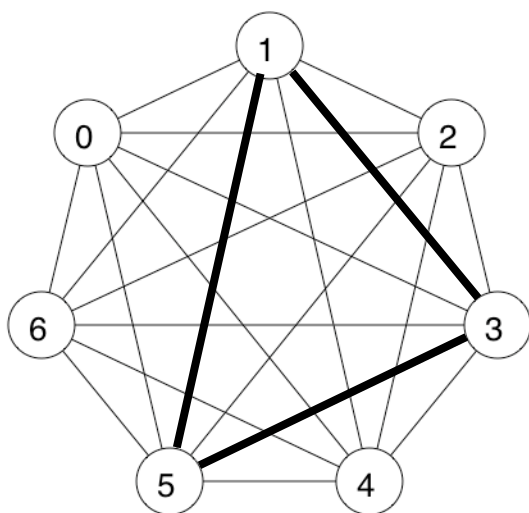
Cas C=3. Descomposicions òptimes



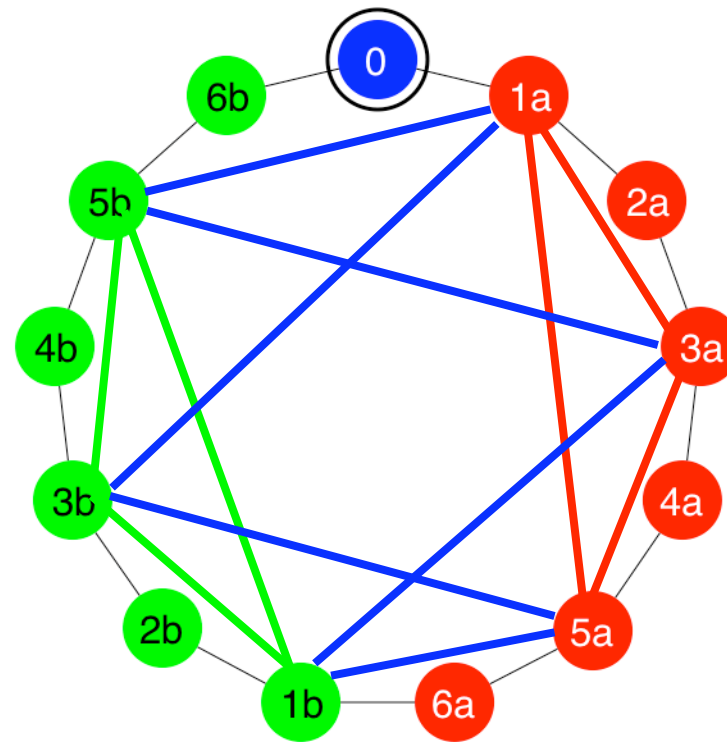
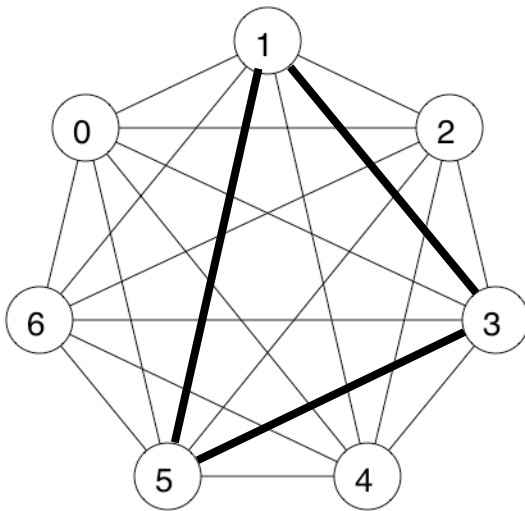
Cas C=3. Descomposicions òptimes



Cas C=3. Descomposicions òptimes



Cas C=3. Descomposicions òptimes



Fites inferiors més ajustades

- També hem trobat una fita inferior més ajustada per alguns valors de N , tenint en compte consideracions sobre el grau dels vèrtexos dels subgrafs:

Proposició (Fita inferior més ajustada per $C=3$ i $N=4t+3$)

Per $G = C_N^*$, $C = 3$ i $N \equiv 3 \pmod{4}$,

$$A(3, N = 4t + 3) \geq \frac{N(3N - 1)}{12}$$

- La fita inferior general dóna:

$$\frac{N(N - 1)}{4} = \frac{N(3N - 3)}{12} < \frac{N(3N - 1)}{12}$$

Descomposicions òptimes i aproximacions

N	Fita inferior	ADMs de la construcció	Ràtio $\frac{\text{construcció}}{\text{fita inferior}}$
1, 5	$\frac{N(N-1)}{4}$	$\frac{N(N-1)}{4}$	1
3, 7	$\frac{N(3N-1)}{12}$	$\frac{N(3N-1)}{12} + \frac{N}{3} - 3$	$1 + \frac{\frac{N}{3} - 3}{\frac{N(3N-1)}{12}} \xrightarrow{N \rightarrow \infty} 1$
9	$\frac{N(N-1)}{4}$	$\frac{N(N-1)}{4} + 4$	$1 + \frac{4}{\frac{N(N-1)}{4}} \xrightarrow{N \rightarrow \infty} 1$
11	$\frac{N(3N-1)}{12}$	$\frac{N(3N-1)}{12} + \frac{N}{3} - 11$	$1 + \frac{\frac{N}{3} - 11}{\frac{N(3N-1)}{12}} \xrightarrow{N \rightarrow \infty} 1$

Table: Resultats de construccions explícites per $C=3$ i N senar (mod 12)

Altres construccions òptimes per $C = \frac{k(k+1)}{2}$

- L'existència d'un $BIBD(v, k, 1)$ (*Balanced Incomplete Block Design*) és equivalent a la descomposició de K_v en K_k 's.
- Fent servir l'existència de $BIBD(v, k, 1)$, per $k = 1, 2, \dots$, hem trobat construccions òptimes per aquests valors de C i N :

C	N
3	$N \equiv 1, 5 \pmod{12}$
6	$N \equiv 1, 7 \pmod{24}$
10	$N \equiv 1, 9 \pmod{40}$
15	$N \equiv 1, 9 \pmod{30}$
21	$N \equiv 1, 13 \pmod{84}$
28	$N \equiv 1, 15 \pmod{112}$
37	$N \equiv 1, 17 \pmod{144}$

- Per $C = 15, 21, 28, 37$ hi ha un conjunt finit de valors de N pels quals encara no se sap si existeix el BIBD o no.

Altres construccions òptimes per $C = \frac{k(k+1)}{2}$

- L'existència d'un $BIBD(v, k, 1)$ (*Balanced Incomplete Block Design*) és equivalent a la descomposició de K_v en K_k 's.
- Fent servir l'existència de $BIBD(v, k, 1)$, per $k = 1, 2, \dots$, hem trobat construccions òptimes per aquests valors de C i N :

C	N
3	$N \equiv 1, 5 \pmod{12}$
6	$N \equiv 1, 7 \pmod{24}$
10	$N \equiv 1, 9 \pmod{40}$
15	$N \equiv 1, 9 \pmod{30}$
21	$N \equiv 1, 13 \pmod{84}$
28	$N \equiv 1, 15 \pmod{112}$
37	$N \equiv 1, 17 \pmod{144}$

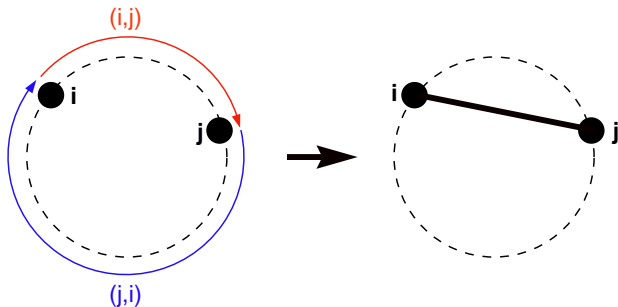
- Per $C = 15, 21, 28, 37$ hi ha un conjunt finit de valors de N pels quals encara no se sap si existeix el BIBD o no.

Índex de la presentació

- Introducció
- L'anell bidireccional
- L'anell unidireccional
 - **Introducció a l'anell unidireccional**
 - Altres grafes de requests
 - Grooming de 2 períodes
- Conclusions

Introducció a l'anell unidireccional

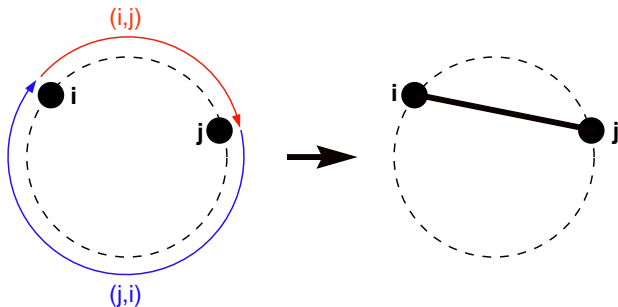
- A l'anell unidireccional, els requests (i, j) i (j, i) travessen arcs disjunts de l'anell, induint càrrega 1.



- Per tant, podem pensar cada parella de requests com una arista, i llavors la condició de càrrega es tradueix en que cada subgraf pot tenir com a molt C arestes.

Introducció a l'anell unidireccional

- A l'anell unidireccional, els requests (i, j) i (j, i) travessen arcs disjunts de l'anell, induint càrrega 1.



- Per tant, podem pensar cada parella de requests com una arista, i llavors la condició de càrrega es tradueix en que cada subgraf pot tenir com a molt C arestes.

Índex de la presentació

- Introducció
- L'anell bidireccional
- L'anell unidireccional
 - **Altres grafs de requests**
 - Introducció
 - Motivació
 - Resultats obtinguts
 - Grooming de 2 períodes
- Conclusions

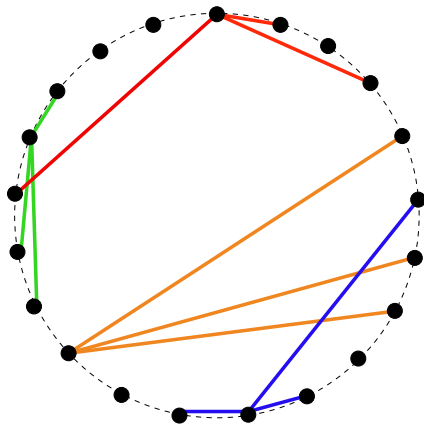
Motivació

- Cada node té un nombre màxim de requests permesos.



Motivació

- Cada node té un nombre màxim de requests permesos.
- Això es tradueix en un graf de requests amb grau fitat.



Resultats obtinguts

Proposició (Grafs 2-regulars)

$$ADM(\Delta = \delta = 2, N, C) = 2N - (C - 1)$$

Proposició (Grafs 3-regulars)

Si el graf de requests es pot descomposar en cicles disjunts i un 1-factor,

$$ADM(\Delta = \delta = 3, N, 3) = 2N$$

Proposició (Grafs k-regulars)

$$ADM(\Delta = \delta = k, N, C) \geq \frac{Nk}{2C}(C + 1)$$

Resultats obtinguts

Proposició (Grafs 2-regulars)

$$ADM(\Delta = \delta = 2, N, C) = 2N - (C - 1)$$

Proposició (Grafs 3-regulars)

Si el graf de requests es pot descomposar en cicles disjunts i un 1-factor,

$$ADM(\Delta = \delta = 3, N, 3) = 2N$$

Proposició (Grafs k-regulars)

$$ADM(\Delta = \delta = k, N, C) \geq \frac{Nk}{2C}(C + 1)$$

Resultats obtinguts

Proposició (Grafs 2-regulars)

$$ADM(\Delta = \delta = 2, N, C) = 2N - (C - 1)$$

Proposició (Grafs 3-regulars)

Si el graf de requests es pot descomposar en cicles disjunts i un 1-factor,

$$ADM(\Delta = \delta = 3, N, 3) = 2N$$

Proposició (Grafs k-regulars)

$$ADM(\Delta = \delta = k, N, C) \geq \frac{Nk}{2C}(C + 1)$$

Índex de la presentació

- Introducció
- L'anell bidireccional
- L'anell unidireccional
 - Altres grafs de requests
 - **Grooming de 2 períodes**
 - Motivació
 - Resultats obtinguts
- Conclusions

Motivació

- Fins ara hem estat parlant de **grooming estàtic**.
- El **grooming dinàmic** ha estat estudiat només amb heurístiques i aproximacions, però no aplicant mètodes més teòrics.
- Una primera idea és considerar un *grooming factor* que pot prendre 2 valors diferents.
- Considerem dos períodes de temps T i T' .
 - En T tenim un grooming factor C que afecta un conjunt de nodes X , $|X| = n$.
 - En T' tenim un grooming factor C' , $C' < C$, que afecta un subconjunt de nodes $V \subseteq X$, $|V| = v < n$.
- El problema es tradueix en trobar dues descomposicions de grafs de requests de manera que una contingui l'altra (*graph embedding*).

Motivació

- Fins ara hem estat parlant de **grooming estàtic**.
- El **grooming dinàmic** ha estat estudiat només amb heurístiques i aproximacions, però no aplicant mètodes més teòrics.
- Una primera idea és considerar un *grooming factor* que pot prendre 2 valors diferents.
- Considerem dos períodes de temps T i T' .
En T tenim un grooming factor C que afecta un conjunt de nodes X , $|X| = n$.
En T' tenim un grooming factor C' , $C' < C$, que afecta un subconjunt de nodes $V \subseteq X$, $|V| = v < n$.
- El problema es tradueix en trobar dues descomposicions de grafs de requests de manera que una contingui l'altra (*graph embedding*).

Motivació

- Fins ara hem estat parlant de **grooming estàtic**.
- El **grooming dinàmic** ha estat estudiat només amb heurístiques i aproximacions, però no aplicant mètodes més teòrics.
- Una primera idea és considerar un *grooming factor* que pot prendre 2 valors diferents.
- Considerem dos períodes de temps T i T' .
En T tenim un grooming factor C que afecta un conjunt de nodes X , $|X| = n$.
En T' tenim un grooming factor C' , $C' < C$, que afecta un subconjunt de nodes $V \subseteq X$, $|V| = v < n$.
- El problema es tradueix en trobar dues descomposicions de grafs de requests de manera que una contingui l'altra (*graph embedding*).

Motivació

- Fins ara hem estat parlant de **grooming estàtic**.
- El **grooming dinàmic** ha estat estudiat només amb heurístiques i aproximacions, però no aplicant mètodes més teòrics.
- Una primera idea és considerar un *grooming factor* que pot prendre 2 valors diferents.
- Considerem dos períodes de temps T i T' .
En T tenim un grooming factor C que afecta un conjunt de nodes X , $|X| = n$.
En T' tenim un grooming factor C' , $C' < C$, que afecta un subconjunt de nodes $V \subseteq X$, $|V| = v < n$.
- El problema es tradueix en trobar dues descomposicions de grafs de requests de manera que una contingui l'altra (*graph embedding*).

Motivació

- Fins ara hem estat parlant de **grooming estàtic**.
- El **grooming dinàmic** ha estat estudiat només amb heurístiques i aproximacions, però no aplicant mètodes més teòrics.
- Una primera idea és considerar un *grooming factor* que pot prendre 2 valors diferents.
- Considerem dos períodes de temps T i T' .
En T tenim un grooming factor C que afecta un conjunt de nodes X , $|X| = n$.
En T' tenim un grooming factor C' , $C' < C$, que afecta un subconjunt de nodes $V \subseteq X$, $|V| = v < n$.
- El problema es tradueix en trobar dues descomposicions de grafs de requests de manera que una contingui l'altra (*graph embedding*).

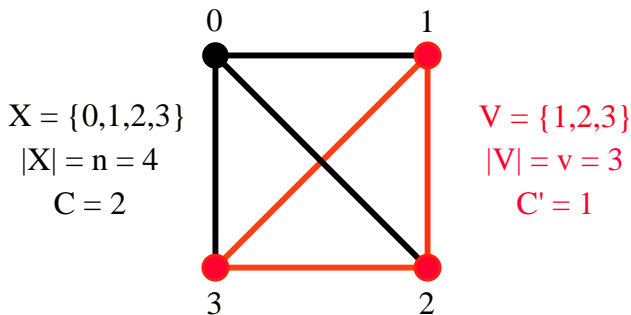
Motivació

- Fins ara hem estat parlant de **grooming estàtic**.
- El **grooming dinàmic** ha estat estudiat només amb heurístiques i aproximacions, però no aplicant mètodes més teòrics.
- Una primera idea és considerar un *grooming factor* que pot prendre 2 valors diferents.
- Considerem dos períodes de temps T i T' .
En T tenim un grooming factor C que afecta un conjunt de nodes X , $|X| = n$.
En T' tenim un grooming factor C' , $C' < C$, que afecta un subconjunt de nodes $V \subseteq X$, $|V| = v < n$.
- El problema es tradueix en trobar dues descomposicions de grafs de requests de manera que una contingui l'altra (*graph embedding*).

Motivació

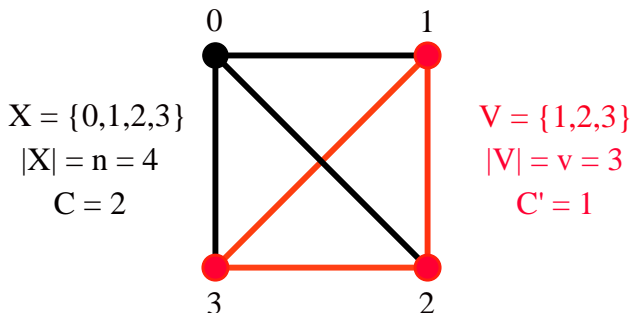
- Fins ara hem estat parlant de **grooming estàtic**.
- El **grooming dinàmic** ha estat estudiat només amb heurístiques i aproximacions, però no aplicant mètodes més teòrics.
- Una primera idea és considerar un *grooming factor* que pot prendre 2 valors diferents.
- Considerem dos períodes de temps T i T' .
En T tenim un grooming factor C que afecta un conjunt de nodes X , $|X| = n$.
En T' tenim un grooming factor C' , $C' < C$, que afecta un subconjunt de nodes $V \subseteq X$, $|V| = v < n$.
- El problema es tradueix en trobar dues descomposicions de grafs de requests de manera que una contingui l'altra (*graph embedding*).

Exemple



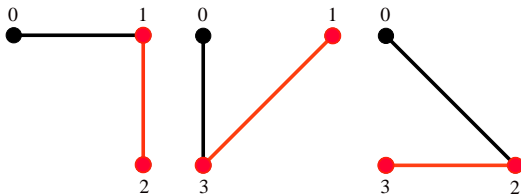
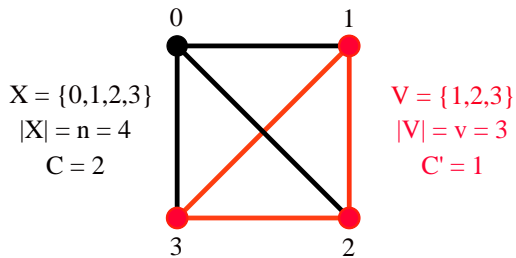
- Hem de trobar una descomposició de K_4 en grafs amb com a molt 2 arestes, de manera que contingui una descomposició de K_3 en grafs amb 1 aresta.

Exemple



- Hem de trobar una descomposició de K_4 en grafs amb com a molt 2 arestes, de manera que contingui una descomposició de K_3 en grafs amb 1 aresta.

Exemple



Resultats obtinguts

- *C. Colbourn et al* han resolt el problema per

$$(C, C') = (2, 1), (3, 1), (3, 2)$$

- Nosaltres l'hem resolt per

$$(C, C') = (4, 1), (4, 2), (4, 3)$$

Resultats obtinguts

- *C. Colbourn et al* han resolt el problema per

$$(C, C') = (2, 1), (3, 1), (3, 2)$$

- Nosaltres l'hem resolt per

$$(C, C') = (4, 1), (4, 2), (4, 3)$$

Índex de la presentació

- Introducció
- L'anell bidireccional
- L'anell unidireccional
 - Altres grafs de requests
 - Grooming de 2 períodes
- **Conclusions**
 - Conclusions generals
 - Futures línies de recerca
 - Contribucions científiques

Conclusions

- Hem estudiat el problema de Traffic Grooming a l'anell bidireccional, amb requests unitaris i tots-amb-tots, i suposant enrutament simètric pel camí més curt:
 - Hem definit formalment el problema en aquest cas, que encara no s'havia fet fins ara.
 - Hem trobat una fita inferior per tots els valors de N i C , i l'hem millorat per $C = 2, 3$.
 - Ens hem centrat sobretot en els casos $C = 2$ i $C = 3$, trobant α -aproximacions, amb $\alpha = 1$ o força proper a 1.
 - Fent servir l'existència de $BIBD(v, k, 1)$, per $k = 1, 2, \dots$, hem trobat construccions òptimes per diversos valors de C i famílies infinites de valors de N .

Conclusions

- Hem estudiat el problema de Traffic Grooming a l'anell bidireccional, amb requests unitaris i tots-amb-tots, i suposant enrutament simètric pel camí més curt:
 - Hem definit formalment el problema en aquest cas, que encara no s'havia fet fins ara.
 - Hem trobat una fita inferior per tots els valors de N i C , i l'hem millorat per $C = 2, 3$.
 - Ens hem centrat sobretot en els casos $C = 2$ i $C = 3$, trobant α -aproximacions, amb $\alpha = 1$ o força proper a 1.
 - Fent servir l'existència de $BIBD(v, k, 1)$, per $k = 1, 2, \dots$, hem trobat construccions òptimes per diversos valors de C i famílies infinites de valors de N .

Conclusions

- Hem estudiat el problema de Traffic Grooming a l'anell bidireccional, amb requests unitaris i tots-amb-tots, i suposant enrutament simètric pel camí més curt:
 - Hem definit formalment el problema en aquest cas, que encara no s'havia fet fins ara.
 - Hem trobat una fita inferior per tots els valors de N i C , i l'hem millorat per $C = 2, 3$.
 - Ens hem centrat sobretot en els casos $C = 2$ i $C = 3$, trobant α -aproximacions, amb $\alpha = 1$ o força proper a 1.
 - Fent servir l'existència de $BIBD(v, k, 1)$, per $k = 1, 2, \dots$, hem trobat construccions òptimes per diversos valors de C i famílies infinites de valors de N .

Conclusions

- Hem estudiat el problema de Traffic Grooming a l'anell bidireccional, amb requests unitaris i tots-amb-tots, i suposant enrutament simètric pel camí més curt:
 - Hem definit formalment el problema en aquest cas, que encara no s'havia fet fins ara.
 - Hem trobat una fita inferior per tots els valors de N i C , i l'hem millorat per $C = 2, 3$.
 - Ens hem centrat sobretot en els casos $C = 2$ i $C = 3$, trobant α -aproximacions, amb $\alpha = 1$ o força proper a 1.
 - Fent servir l'existència de $BIBD(v, k, 1)$, per $k = 1, 2, \dots$, hem trobat construccions òptimes per diversos valors de C i famílies infinites de valors de N .

Conclusions

- Hem estudiat el problema de Traffic Grooming a l'anell bidireccional, amb requests unitaris i tots-amb-tots, i suposant enrutament simètric pel camí més curt:
 - Hem definit formalment el problema en aquest cas, que encara no s'havia fet fins ara.
 - Hem trobat una fita inferior per tots els valors de N i C , i l'hem millorat per $C = 2, 3$.
 - Ens hem centrat sobretot en els casos $C = 2$ i $C = 3$, trobant α -aproximacions, amb $\alpha = 1$ o força proper a 1.
 - Fent servir l'existència de $BIBD(v, k, 1)$, per $k = 1, 2, \dots$, hem trobat construccions òptimes per diversos valors de C i famílies infinites de valors de N .

Conclusions

- Hem estudiat i trobat resultats per altres variants del problema:
 - Grafs de requests amb grau fitat en el cas de l'anell unidireccional.
 - Grafs de requests *circulants* en el cas de l'anell bidireccional.
 - Grooming de 2 períodes, que és una primera aproximació teòrica al cas dinàmic.

Conclusions

- Hem estudiat i trobat resultats per altres variants del problema:
 - Grafs de requests amb grau fitat en el cas de l'anell unidireccional.
 - Grafs de requests *circulants* en el cas de l'anell bidireccional.
 - Grooming de 2 períodes, que és una primera aproximació teòrica al cas dinàmic.

Conclusions

- Hem estudiat i trobat resultats per altres variants del problema:
 - Grafs de requests amb grau fitat en el cas de l'anell unidireccional.
 - Grafs de requests *circulants* en el cas de l'anell bidireccional.
 - Grooming de 2 períodes, que és una primera aproximació teòrica al cas dinàmic.

Futures línies de recerca

- Grooming a l'anell:
 - Hem trobat una fita inferior general. És possible millorar aquesta fita per altres valors de C (a part de 2 i 3)?
 - Considerar el problema de grooming a l'anell bidireccional però sense imposar ni camí més curt ni enrutament simètric.
 - A l'anell i per cada valor de N i C , quin és l'enrutament que minimitza el nombre d'ADMs?
 - Considerar el problema de grooming problem a l'anell unidireccional amb grau constant (més gran que 2) al graf de requests.
 - Intentar resoldre més casos del problema de grooming de 2 períodes.

Futures línies de recerca

- Grooming a l'anell:
 - Hem trobat una fita inferior general. És possible millorar aquesta fita per altres valors de C (a part de 2 i 3)?
 - Considerar el problema de grooming a l'anell bidireccional però sense imposar ni camí més curt ni enrutament simètric.
 - A l'anell i per cada valor de N i C , quin és l'enrutament que minimitza el nombre d'ADMs?
 - Considerar el problema de grooming problem a l'anell unidireccional amb grau constant (més gran que 2) al graf de requests.
 - Intentar resoldre més casos del problema de grooming de 2 períodes.

Futures línies de recerca

- Grooming a l'anell:
 - Hem trobat una fita inferior general. És possible millorar aquesta fita per altres valors de C (a part de 2 i 3)?
 - Considerar el problema de grooming a l'anell bidireccional però sense imposar ni camí més curt ni enrutament simètric.
 - A l'anell i per cada valor de N i C , quin és l'enrutament que minimitza el nombre d'ADMs?
 - Considerar el problema de grooming problem a l'anell unidireccional amb grau constant (més gran que 2) al graf de requests.
 - Intentar resoldre més casos del problema de grooming de 2 períodes.

Futures línies de recerca

- Grooming a l'anell:
 - Hem trobat una fita inferior general. És possible millorar aquesta fita per altres valors de C (a part de 2 i 3)?
 - Considerar el problema de grooming a l'anell bidireccional però sense imposar ni camí més curt ni enrutament simètric.
 - A l'anell i per cada valor de N i C , quin és l'enrutament que minimitza el nombre d'ADMs?
 - Considerar el problema de grooming problem a l'anell unidireccional amb grau constant (més gran que 2) al graf de requests.
 - Intentar resoldre més casos del problema de grooming de 2 períodes.

Futures línies de recerca

- Grooming a l'anell:
 - Hem trobat una fita inferior general. És possible millorar aquesta fita per altres valors de C (a part de 2 i 3)?
 - Considerar el problema de grooming a l'anell bidireccional però sense imposar ni camí més curt ni enrutament simètric.
 - A l'anell i per cada valor de N i C , quin és l'enrutament que minimitza el nombre d'ADMs?
 - Considerar el problema de grooming problem a l'anell unidireccional amb grau constant (més gran que 2) al graf de requests.
 - Intentar resoldre més casos del problema de grooming de 2 períodes.

Futures línies de recerca

- Grooming a l'anell:
 - Hem trobat una fita inferior general. És possible millorar aquesta fita per altres valors de C (a part de 2 i 3)?
 - Considerar el problema de grooming a l'anell bidireccional però sense imposar ni camí més curt ni enrutament simètric.
 - A l'anell i per cada valor de N i C , quin és l'enrutament que minimitza el nombre d'ADMs?
 - Considerar el problema de grooming problem a l'anell unidireccional amb grau constant (més gran que 2) al graf de requests.
 - Intentar resoldre més casos del problema de grooming de 2 períodes.

Futures línies de recerca (2)

- Altres:
 - Considerar el problema de grooming a l'arbre.
 - Intentar millorar el ràtio del millor algorisme aproximatiu pel problema de grooming que es coneix avui dia.
 - En quant a la complexitat parametritzada, el problema de grooming pertany a *FPT*?

Futures línies de recerca (2)

- Altres:
 - Considerar el problema de grooming a l'arbre.
 - Intentar millorar el ràtio del millor algorisme aproximatiu pel problema de grooming que es coneix avui dia.
 - En quant a la complexitat parametritzada, el problema de grooming pertany a *FPT*?

Futures línies de recerca (2)

- Altres:
 - Considerar el problema de grooming a l'arbre.
 - Intentar millorar el ràtio del millor algorisme aproximatiu pel problema de grooming que es coneix avui dia.
 - En quant a la complexitat parametritzada, el problema de grooming pertany a *FPT*?

Contribucions científiques

- Poster:
Traffic Grooming in Optical Networks.
ADONET/COST293 Spring School on Combinatorial Optimization and Communication Networks, Budapest University of Technology and Economics 20th-24th 3-2006.
- Paper:
Jean-Claude Bermond, David Coudert, Xavier Muñoz and Ignasi Sau. **Traffic Grooming in Bidirectional WDM Ring Networks.** *A IEEE/LEOS/COST 293 annual conference of GRAAL, ubicada dins de 8th ICTON, Nottingham, UK, June 2006.*
- 2 articles en preparació actualment.

Contribucions científiques

- Poster:
Traffic Grooming in Optical Networks.
ADONET/COST293 Spring School on Combinatorial Optimization and Communication Networks, Budapest University of Technology and Economics 20th-24th 3-2006.
- Paper:
Jean-Claude Bermond, David Coudert, Xavier Muñoz and Ignasi Sau. **Traffic Grooming in Bidirectional WDM Ring Networks.** *A IEEE/LEOS/COST 293 annual conference of GRAAL, ubicada dins de 8th ICTON, Nottingham, UK, June 2006.*
- 2 articles en preparació actualment.

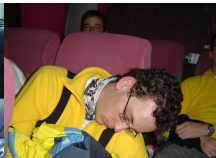
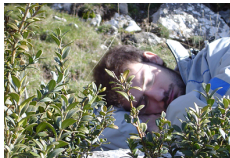
Contribucions científiques

- Poster:
Traffic Grooming in Optical Networks.
ADONET/COST293 Spring School on Combinatorial Optimization and Communication Networks, Budapest University of Technology and Economics 20th-24th 3-2006.
- Paper:
Jean-Claude Bermond, David Coudert, Xavier Muñoz and Ignasi Sau. **Traffic Grooming in Bidirectional WDM Ring Networks.** *A IEEE/LEOS/COST 293 annual conference of GRAAL, ubicada dins de 8th ICTON, Nottingham, UK, June 2006.*
- 2 articles en preparació actualment.

Contribucions científiques

- Poster:
Traffic Grooming in Optical Networks.
ADONET/COST293 Spring School on Combinatorial Optimization and Communication Networks, Budapest University of Technology and Economics 20th-24th 3-2006.
- Paper:
Jean-Claude Bermond, David Coudert, Xavier Muñoz and Ignasi Sau. **Traffic Grooming in Bidirectional WDM Ring Networks.** *A IEEE/LEOS/COST 293 annual conference of GRAAL, ubicada dins de 8th ICTON, Nottingham, UK, June 2006.*
- 2 articles en preparació actualment.

Gràcies per venir i... per aguantar desperts!!



Minimizing the number of ADMs in WDM Optical Rings with Traffic Grooming

PROJECTE FI DE CARRERA
ETSETB

Ignasi Sau Valls

Director: Xavier Muñoz López

Departament de Matemàtica Aplicada IV
Universitat Politècnica de Catalunya