

TD 4 Architectures de communication

Tores et hypercube

1. On considère $H(n)$ et $T(n)$. Chaque sommet émet sur le réseau avec le taux λ et une distribution uniforme des destinations. Majorer λ (les unités sont telles que le débit bidirectionnel d'un lien est égal à 1).
2. La *bisection physique* est le nombre de liens de 1 bit qui traversent la médiatrice du réseau. Pour un réseau implanté dans une surface donnée, la bisection physique est contrainte par la technologie disponible. On veut maintenant tenir compte de cette contrainte pour la comparaison des réseaux. Comparer les débits accessibles, en supposant des liens de largeur 1 bit pour $H(n)$, dans les deux cas :
 - (a) un schéma de communication suivant une dimension ;
 - (b) un coût de communication proportionnel à la distance moyenne.

Réseau de Beneš

1. Dessiner les réseaux de Beneš à 4 et 8 entrées.
2. Un algorithme de routage off-line du réseau de Beneš est décrit fig. 1. Appliquer cet algorithme au réseau de Beneš à 8 entrées, et à la permutation (5 3 4 7 0 1 2 6).
3. L'algorithme précédent peut-il être utilisé pour le routage on-line ?

On considère le réseau de Beneš comme un réseau de Clos, donc avec deux commutateurs intermédiaires. Soit s une entrée quelconque et d sa destination. Router s par le commutateur intermédiaire supérieur. Router la sortie placée sur le même commutateur du dernier étage que d par le commutateur intermédiaire inférieur. Satisfaire la contrainte créée sur le premier étage en routant par le commutateur intermédiaire supérieur. Lorsque ce processus aboutit à un commutateur du premier étage dont l'autre entrée est déjà routée, recommencer en choisissant une entrée non routée. Le routage des commutateurs intermédiaires utilise le même algorithme.

FIGURE 1 – Routage du réseau de Beneš

Performances

Modélisation

1. Un algorithme effectue en chaque point d'un tableau $N \times N$ un calcul qui fait intervenir ses 4 voisins (ex. *stencil* 5 points). On considère une machine MIMD, mémoire distribuée à 1024 processeurs, organisée en tore 2D. La latence (message vide) L est $2,2\mu$ s, le débit asymptotique r est 1,2 GBytes/s; la latence pour un message de m octets est $L + mr^{-1}$. Comparer les temps de communication pour les distributions bloc 1D et bloc 2D.