Projet Réseaux I

Modélisation d'une file d'attente

Faculté des Sciences

UMONS Université de Mons

Mohas Muke et Amara Houssine

Table des matières

Introduction

Groupe 17 : Mohas Arno Muke (240578) et Amara Houssine (221349)

GitHub: https://github.com/adobbermann/projet-reseaux1-2024-gr17

Dans le cadre du cours de réseau, nous avons dû implémenter un programme capable de simuler le comportement d'un réseau composé de systèmes terminaux et de routeurs. Le programme devrait permettre de déterminer les temps de départ et d'arrivée des paquets sur chaque entité du réseau en prenant en compte les différents types de délais.

Lors de ce projet nous avons dû mettre en œuvre les mécanismes de TCP ainsi que l'algorithme de contrôle de congestion "*AIMD"*. Nous avons également adopté la stratégie "*tail drop"* afin de gérer la taille limitée de la file d'attente des routeurs.

Tout cela afin de pouvoir simuler différentes mise en situation du réseau, tel que les mécanismes de TCP, le goulot d'étranglement etc.

Exécution

Avant d'exécuter le programme, l'utilisateur doit modéliser le réseau (les instructions sont expliquées dans la section "Implémentation"). Une fois le réseau modélisé, le code est prêt à être exécuté.

Ensuite, le simulateur crée une liste d'événements fonctionnant selon le concept LIFO (Last In, First Out). Chaque événement attend la fin de l'événement précédent avant de commencer.

Avant de commencer la transmission, le simulateur prépare déjà les colonnes pour notre tableau de résultats. Puis, le simulateur démarre la transmission des paquets, qui variera selon que les mécanismes TCP/AIMD sont implémentés ou non.

En démarrant la transmission, le simulateur commence à compter le temps et les délais (propagation, transmission) afin d'insérer les valeurs dans notre tableau de résultats et de vérifier s'il y a des pertes de paquets. Les principaux calculs et détections de pertes de paquets seront effectués dans notre classe `Router.py`.

Après la transmission d'un paquet, le simulateur crée une ligne contenant tous les temps de départ et d'arrivée, la position du paquet dans la file d'attente du routeur et si le paquet a été perdu.

Ce processus se répétera jusqu'à ce que la liste des événements soit vide après l'événement "end_transmission".

À la fin, nous obtiendrons tous les journaux pour chaque paquet et notre tableau de résultats final.

Implémentation

Nous avons implémenté un simulateur sous la forme d'un programme informatique écrit en Python.
De plus, nous avons utilisé la notion de classe pour modéliser les différents composants du réseau (hôtes, routeurs, liens, paquets, événements, tcp + aimd mécanismes.

Modélisation d'un réseau

Pour modéliser un réseau dans ce projet de simulation d'envoi de paquets en Python, nous utilisons une classe principale appelée **Simulator**, qui sert de lanceur et intègre les méthodes des classes **Host**, **Router** et **Link**.

Les méthodes:

1. **Créer un hôte** : *`add_host(host_id)`*, où host_id est le nouvel identifiant de l'hôte.

2. **Créer un routeur** : *`add_router(router_id, queue_size)`*, où router_id est l'identifiant du routeur et queue_size est la taille de la file d'attente.

3. **Créer un lien** : *`add_link(link_id, [start, end], distance)`*, où link_id est l'identifiant du lien, start et end représentent respectivement le nœud de départ et le nœud de fin, et distance est la distance du lien.

   Chaque nœud doit avoir la forme *`(id, type, r/s)`* :

   - **id** correspond à l'identifiant de l'hôte ou du routeur créé.
   - **type** peut être **host** ou **router**.
   - **r/s** indique si le nœud est un récepteur (**r**) ou un émetteur (**s**).

Envoi de paquets

Pour simuler l'envoi de paquets, à travers le réseau, entre deux hôtes en prenant en compte les caractéristiques des liens (distance, vitesse de propagation, débit de transmission) ainsi que les délais engendrés par les files d'attente des routeurs traversés, il suffit d'utiliser la method `send_packet`**:**

```
hosts[start_id].send_packet(end_id, [packets], is_tcp,
                is_aimd,interval_enabled)
```

De plus, un utilisateur peut envoyer des paquets en flux (sans activer les mécanismes TCP/AIMD) avec `interval_enabled`.***Il est important d'activer cette fonctionnalité pour vérifier les intervalles entre les paquets***.

Fiabilité des transmissions

Nous avons implémenté les mécanismes TCP assurant la fiabilité des transmissions de données (pipelining des paquets, acquittements et retransmissions).
L'implémentation permet de désactiver ces mécanismes.

Contrôle de congestion
Nous gérons la congestion du réseau avec l'algorithme Additive Increase Multiplicative Decrease (AIMD) qui contrôle la taille de la fenêtre de congestion.
L'implémentation permet de désactiver ces mécanismes.

Gestion des files d'attente

Étant donné la capacité limitée des files d'attente des routeurs, nous devons gérer le rejet des paquets en utilisant la stratégie de gestion de file d'attente "tail drop".

Choix d'implémentation et difficultés rencontrées

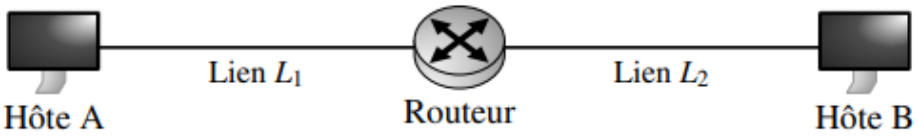
Nous avons décidé de faire de la classe Simulator la classe parente, afin de faciliter l'accès à toutes les méthodes nécessaires avec simplement `simulator.{méthode}`.

Les principales difficultés sont apparues lors de l'implémentation des mécanismes TCP et AIMD. Il était crucial de surveiller la perte de paquets, ce qui déclenchait la réaction de l'algorithme AIMD et lançait ensuite la retransmission pour garantir que tous les paquets étaient envoyés, une caractéristique essentielle du mécanisme TCP.

Application du modèle

1) Illustration de la gestion de la congestion

Pour l'application du modèle, nous avons dû prendre la topologie de réseau suivante et appliquer les différentes situations ci-dessous :



Situation 1 : Illustration du goulot d'étranglement :

Pour cette situation, nous avons dû envoyer deux paquets consécutifs à partir d'un hôte A et montrer que l'écartement entre ces 2 paquets est influencé par le débit du goulot d'étranglement (lien avec le plus petit débit).

Nous avons donc choisi le lien 2 (L_2) comme goulot d'étranglement. Cela signifie que tous les paquets vont être envoyés au débit de L_2. Pour montrer cette influence qu'à L_2 nous avons comparé l'intervalle de temps d'arrivée sur l'hôte B qui séparait les paquets et avons dû montré que cette intervalle (Δt) correspondait bien à la formule suivante : $t = \frac{L}{min\ (Ri)}$ qui correspond au temps de transmission sur le lien 2 (avec L, taille d'un paquet, et R_i, débit des liens)

```
k dép1 arR1 dépR1 pos drp ar2
0 0.00 0.40 0.41  0  No 0.42
1 0.40 1.20 1.21  1  No 1.22
```

Packets: k_0 = 40 bits et k_1 = 40 bits
Liens: L_1 = 100 Mbps et L_2 = 50 Mbps

Nous avons observé que $\Delta t = 0.8$
Comme le goulot est sur le lien 2, la formule devient : $t = \frac{L}{R2} = \frac{40}{50} = 0.8$

Nous avons bien que $\Delta t = \frac{L}{min\ (Ri)}$ qui montre bien l'influence du goulot d'étranglement malgré le débit (R1) du lien 1 est plus rapide que celui du lien 2

Situation 2 : Saturation de L_2 avec goulot d'étranglement :

Dans cette situation nous avons dû saturez le lien 2, afin de montrer que la file d'attente croissait et que par conséquent, à un moment donné, des paquets étaient jetés. Pour se faire, nous avons une colonne position qui montre la position du paquet dans la file d'attente. Si il n'y avait pas de saturation du lien 2. les paquets seraient tous à la position 0 étant donné que les paquet serait directement transmis du routeur à l'hôte B, mais le débit du lien 2 (R_2) est tellement faible par rapport au lien 1 ($R_1 > R_2$), que l'arrivé des paquets dans la file d'attente est plus rapide que leur transmission vers l'hôte B, ce qui provoque une saturation dans la file d'attente et de ce fait des paquets sont jetés.

Router: R1 (taille = 2)

Liens: L_1 = 100 Mbps et L_2 = 50 Mbps

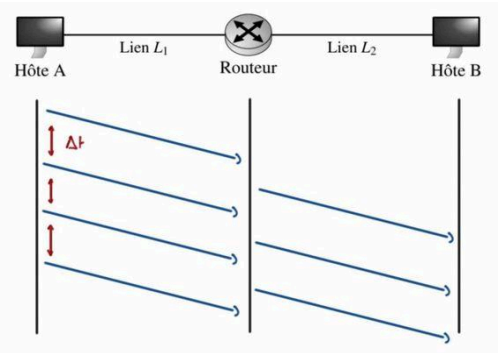
Packets : ['Hello', 'Hello', 'Hello', 'Hello']

k	dép1	arR1	dépR1	pos	drp	ar2
0	0.03	1.99	2.10	0	No	2.11
1	2.13	4.09	4.21	1	No	4.22
2	4.25	6.21	6.36	-	Yes	-.--
3	6.38	8.34	8.45	-	Yes	-.--

Dans l'image ci-dessus on a pu observé que la file croissait et que les paquets étaient jeté à partir du 3ème paquet.

Situation 3 : Saturation de L_2 sans congestion :

Dans cette situation-ci, nous devions considérer L_2 comme goulot et le saturer en envoyant des paquets espacés du plus petit intervalle évitant la congestion. Si nous avions une congestion, cela était dû au fait que nous envoyions des paquets trop rapidement, il nous a fallu donc calculer l'intervalle de temps d'envoi des paquets afin d'éviter cette congestion. L'accumulation dans la file d'attente du routeur est dû au fait que le débit du lien 1 est plus grand que le débit du lien 2 ($R_1 > R_2$). Donc pour éviter la congestion, il faut envoyer des paquets à intervalle Δt tel que $\Delta t = \frac{L}{R2}$ (avec L, taille d'un paquet, et R_2, débit du lien 2).



L'intervalle minimal entre les paquets doit être égal au temps de transmission d'un paquet pour éviter la congestion.

La même topologie que dans "Situation 2", mais R1 (taille = 5)

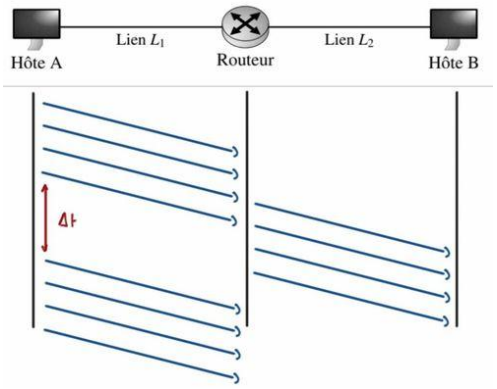
$$\Delta t = \frac{40\ bits}{50 * 10^6 bps} = 0.0000008 \text{ ou } 8e\text{-}7 \text{ s.}$$

```
INTERVAL: 8e-07s

k dép1 arR1 dépR1 pos drp ar2
0 0.00 0.20 0.21  0  No 0.22
1 0.19 0.39 0.40  1  No 0.41
2 0.39 0.59 0.60  0  No 0.61
3 0.60 0.80 0.81  1  No 0.82
```

Situation 4 : Rafales de paquets avec L_2 comme goulot d'étranglement :

Pour ce scénario, nous avions R_2 comme goulot et nous devions le saturer en envoyant plus des paquets mais des rafales de paquets espacé du plus petit intervalle, étant donné que ce ne sont plus de simples paquets envoyé l'un à la suite l'autre, pour éviter la congestion il va falloir calculer l'intervalle, non plus entre les paquets mais entre les rafales de paquets. On a donc conclu que cette intervalle Δt était déterminée par formule suivante : $\Delta t = \frac{N.L}{min\ (Ri)}$ qui devient dans notre cas : $\Delta t = \frac{N.L}{R2}$ (où N correspond à la taille d'une rafale (nombre de paquet), L, la taille d'un paquet, et R_2, débit du lien 2)



La même topologie que dans "Situation 2", mais R1 (taille = 5)

$$\Delta t = \frac{4 * 40\ bits}{50 * 10^6 bps} = 0.0000032$$

```
k dép1 arR1 dépR1 pos drp ar2
0 0.00 1.20 0.04  1  No 1.26
1 1.24 2.40 0.08  2  No 3.74
2 3.72 3.60 0.12  3  No 7.46
3 7.45 4.80 0.15  4  No 12.42
```

2) Illustration de la gestion de la congestion

1. **TCP sawtooth**:
   Hôtes: H1 et H2
   Routers: R1(taille = 5), R2(taille = 2)
   Liens: L1(distance = 5), L2(distance = 3), L2(distance = 5), L3(distance = 2)

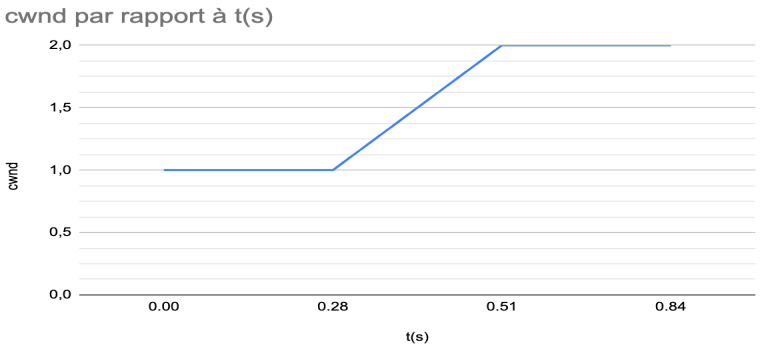
   Packets: `"Hello"` ,`"World"`.
   Schema:
   Hôte1 ------ Lien1 ------ Routeur1 ------ Lien2 ------ Routeur2 ------ Lien3 ------ Hôte2
   Résultats:

```
k dép1 arR1 dépR1 pos drp arR2 dépR2 pos drp ack ar2
0 0.00 0.06 0.21   0   No 0.34 0.46   0   No Yes 0.72
1 0.52 0.64 0.76   1   No 0.94 1.07   1   No Yes 1.35
```

   Les logs:

```
ROUTER: 1 Congestion window size: 1 at time: 0.00 seconds
ROUTER: 2 Congestion window size: 1 at time: 0.28 seconds
ROUTER: 1 Congestion window size: 2 at time: 0.52 seconds
ROUTER: 2 Congestion window size: 2 at time: 0.82 seconds
```

   Le graphe:



2. **Équité TCP**
   Hôtes: H1, H2 et H3

Routers: R1(taille = 5), R2(taille = 1)
Liens: L1(distance = 5), L2(distance = 3), L2(distance = 5), L3(distance = 2)

Packets: `"The", "university", "of", "Mons"`.
Schema:
Hôte1 ------ Lien1 ------ Routeur1 ------ Lien2 ------ Routeur2 ------ Lien3 ------ Hôte2

|
------- Lien4 ------ Hôte3

Résultats:

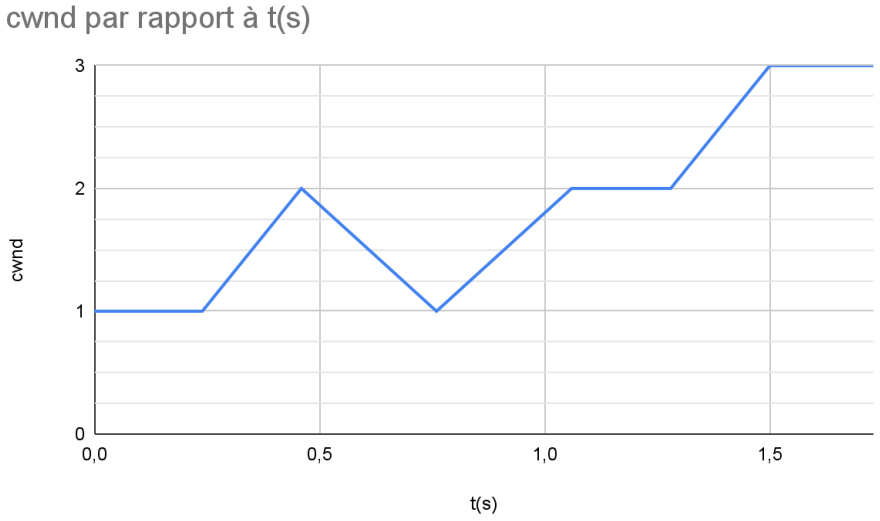
```
k dép1 arR1 dépR1 pos drp arR2 dépR2 pos drp ack ar2 ack ar3
0 0.00 0.04 0.18  0   No 0.28 0.40  0   No Yes 0.66 Yes 0.66
1 0.46 0.60 0.70  1   No 0.86 1.00  0   Yes -.--
                                        No  Yes 1.26 Yes 1.26
  1.06 1.10 1.21  2   No 1.32 1.45  0   No Yes 1.85 Yes 1.85
2 1.50 1.55 1.67  3   No 1.78 1.91  0   No Yes 2.19 Yes 2.19
```

🟢- l'envoi de "university"
🔴- retransmission de "of"

Les logs:

```
ROUTER: 1 Congestion window size: 1 at time: 0.00 seconds
ROUTER: 2 Congestion window size: 1 at time: 0.24 seconds
ROUTER: 1 Congestion window size: 2 at time: 0.46 seconds
ROUTER: 2 Congestion window size: 1 at time: 0.76 seconds (due to
package loss)
ROUTER: 1 Congestion window size: 2 at time: 1.06 seconds
ROUTER: 2 Congestion window size: 2 at time: 1.28 seconds
ROUTER: 1 Congestion window size: 3 at time: 1.50 seconds
ROUTER: 2 Congestion window size: 3 at time: 1.73 seconds
```

Le graphe:



3. **Bandwidth Delay Product**
   L'utilisation d'une file d'attente de taille égale au Bandwidth Delay Product dans un routeur permet d'optimiser l'efficacité du réseau en minimisant les pertes de paquets et en maximisant l'utilisation de la bande passante, ce qui améliore les performances globales du réseau.
   L'article d'Appenzeller argue que cette règle traditionnelle ($B = RTT \times C$) est obsolète pour les routeurs de “backbone” en raison du grand nombre de flux multiplexés ensemble sur un seul lien.
   Ils montrent que pour un lien avec nnn flux, la taille nécessaire des tampons est en fait :

$$B = \frac{\mathrm{RTT} \times C}{\sqrt{n}}$$

   Conséquences et Avantages

1. **Réduction de la Taille des Tampons** :
   Un lien de 2,5 Gb/s transportant 10 000 flux pourrait réduire ses tampons de 99 % avec une différence négligeable en termes de débit.
2. **Implémentation plus Facile** :
   Un lien de 10 Gb/s transportant 50 000 flux ne nécessiterait que 10 Mbits de tampons, facilement réalisables avec des SRAM rapides et intégrées.
3. **Stabilité et Efficacité** :
   Des tampons plus petits réduisent les délais de mise en file d'attente et la variance de ces délais, stabilisant les algorithmes de contrôle de congestion.
4. **Efficacité Énergétique et Coût** :
   Utiliser des SRAM rapides permet une conception de routeur plus efficace en termes de coût et de consommation d'énergie.

   La règle traditionnelle $B = RTT \times C$ provient des principes fondamentaux du contrôle de congestion TCP et de la théorie des files d'attente, visant à maintenir les liens occupés et à minimiser les pertes de paquets. Cependant, l'évolution des réseaux et l'augmentation du nombre de flux multiplexés nécessitent une réévaluation de ces principes pour optimiser les performances dans les conditions modernes.