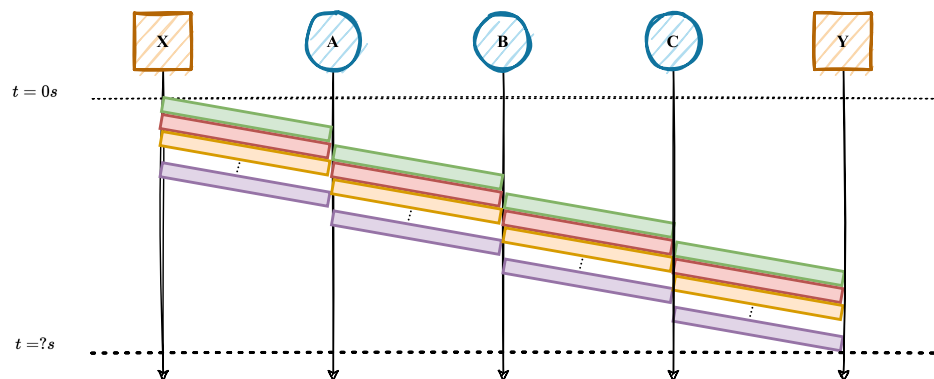


1. Considere um sistema terminal  $X$  que pretende enviar um ficheiro com  $100\text{ K}_i\text{B}$  a um sistema terminal  $Y$  através de um caminho com quatro ligações como ilustrado nas figuras abaixo. É usada uma tecnologia de comutação de pacotes, contendo cada pacote  $5\text{ K}_i\text{B}$ . Os atrasos de propagação nas ligações, bem como os atrasos de processamento nos nós, são desprezáveis.



(a) Na topologia da Figura a), cada uma das quatro ligações é cablada com ritmo de transmissão  $10\text{ Mbps}$ . Desenhe um diagrama espaço-tempo ilustrando a transferência do ficheiro e calcule o atraso na entrega do mesmo, desde a transmissão do primeiro bit por  $X$  até à receção do último bit por  $Y$ .

Em primeiro lugar, é relevante realçar que estas transmissões utilizam o mecanismo de *Store-and-forward*: cada pacote só pode avançar quando todo o seu conteúdo chega ao *hop* atual. Assim sendo, considerando três *hops* intermédios entre os sistemas terminais, teremos o seguinte:



Descobrir a quantidade de tempo que demora a transferir todo o ficheiro entre sistemas terminais é relativamente simples. É particularmente relevante considerar que apenas se sentem atrasos "no que ao primeiro pacote diz respeito": é o único com espera "inútil", onde o canal à frente está livre mas é obrigado a esperar. O atraso corresponde precisamente ao produto entre o número de *hops* e o tempo de transmissão de um pacote, sendo que este é calculado através da expressão  $L/R$ , onde  $L$  é a quantidade de bits a transmitir e  $R$  é o ritmo de transmissão. Considerando que temos  $5\text{ K}_i\text{B} = 5 \cdot 2^{10} \cdot 2^3$  bits a transmitir, temos:

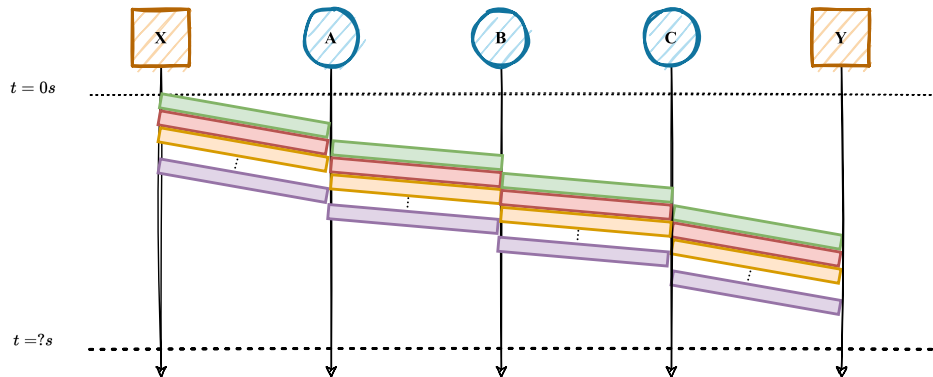
$$\begin{aligned}\text{Atraso} &= 3 \cdot \frac{L}{R} \\ &= 3 \cdot \frac{5 \cdot 2^{13}}{10 \cdot 10^6} \text{ s}\end{aligned}$$

Assim sendo, o tempo total de transmissão corresponderá à soma entre o atraso e o tempo de transmissão de todos os pacotes sem atraso, ou seja:

$$\begin{aligned}T &= \text{Atraso} + N \cdot \frac{L}{R} \\ &= (3 + 20) \cdot \frac{5 \cdot 2^{13}}{10 \cdot 10^6} \text{ s} \\ &= 0.094208 \text{ s}\end{aligned}$$

(b) Na topologia da Figura b), as ligações (A, B) e (B, C), e apenas estas, passaram a um ritmo de transmissão de 50 Mbps. Repita a alínea anterior para este caso.

A alteração não é particularmente significativa, afetando apenas a transmissão dos pacotes *intra-hops*. Neste sentido, o diagrama espaço-tempo será o seguinte (note-se que a diferença centra-se no tempo de transmissão de cada pacote):



Neste caso, o atraso é calculado de forma ligeiramente diferente, uma vez que o tempo de transmissão de cada pacote é agora variável - tanto podemos considerar  $\frac{L}{R_1}$ , com  $R_1 = 10 \text{ Mbps}$ , como  $\frac{L}{R_2}$ , com  $R_2 = 50 \text{ Mbps}$ . Assim sendo, e atendendo ao diagrama exposto acima (onde o primeiro pacote *espera* duas vezes num canal com ritmo  $R_2$  e uma num canal com ritmo  $R_1$ ), temos:

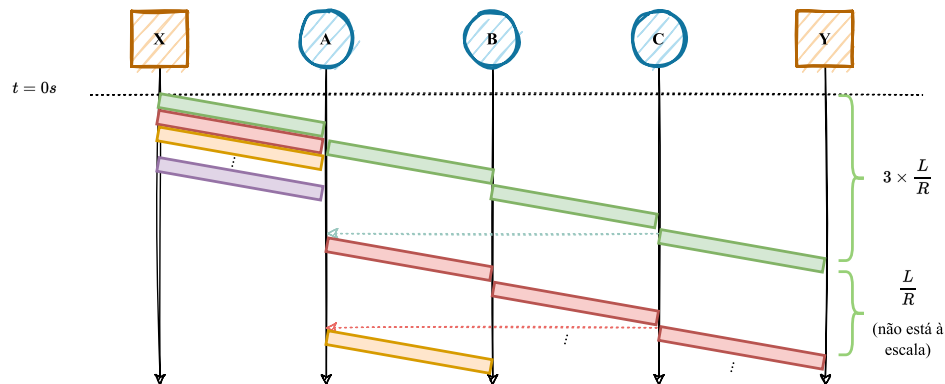
$$\begin{aligned}\text{Atraso} &= \frac{L}{R_1} + 2 \cdot \frac{L}{R_2} \\ &= L \cdot \left( \frac{1}{R_1} + 2 \cdot \frac{1}{R_2} \right)\end{aligned}$$

Para além do atraso, temos ainda o tempo de transmissão de todos os pacotes, que é calculado da mesma forma que na alínea anterior:

$$T = \text{Atraso} + N \cdot \frac{L}{R_1} = L \cdot \left( \frac{1}{R_1} + 2 \cdot \frac{1}{R_2} + \frac{20}{R_1} \right) = 0.087654 \text{ s}$$

- (c) Na topologia da Figura c), as ligações  $(A, B)$  e  $(B, C)$  passaram a ser ligações sem-fios a  $10\text{ Mbps}$ . As antenas usadas são omnidirecionais (o nó  $B$  não pode receber e transmitir simultaneamente) e assume-se que os nós  $A$  e  $C$  não conseguem escutar as transmissões um do outro. Desenhe um diagrama espaço-tempo ilustrando a transferência do ficheiro e calcule o atraso mínimo na entrega do mesmo, desde a transmissão do primeiro bit por  $X$  até à receção do último bit por  $Y$ .

Neste caso, o diagrama espaço-tempo é o seguinte:



Note-se que o atraso inicial é exatamente igual ao da primeira alínea - o primeiro pacote não vê alterações no seu comportamento. Contudo, os pacotes seguintes passam a ter comportamento "alternado", passando a poder avançar apenas quando  $B$  fica completamente desocupado (e não quando  $A - B$  fica desocupado). Assim sendo, o atraso adicional será, claro, maior (o dobro):

$$\begin{aligned}
 T &= \text{Atraso} + 2N \cdot \frac{L}{R} \\
 &= (3 + 2 \cdot 20) \cdot \frac{5 \cdot 2^{13}}{10 \cdot 10^6} \text{ s} \\
 &= 0.176128 \text{ s}
 \end{aligned}$$

2. Os sistemas terminais  $A$  e  $B$  estão ligados a um mesmo comutador de pacotes. O sistema  $A$  gera pacotes de dados com 480 bytes cada a intervalos regulares de  $T$  segundos, sendo o primeiro desses pacotes transmitido no instante  $t = 0\text{ms}$ . A ligação de  $A$  ao comutador tem débito  $1\text{ Mbps}$ . O sistema  $B$  gera pacotes de voz codificada a  $64\text{ kbit/s}$  a intervalos regulares de  $20\text{ ms}$ , sendo o primeiro desses pacotes transmitido no instante  $t = 3\text{ms}$ . A ligação de  $B$  ao comutador tem também débito  $1\text{ Mbps}$ . A linha de saída do comutador tem débito  $256\text{ kbit/s}$ . Desprezam-se os atrasos de processamento e de propagação.

- (a) Determine a gama de valores de  $T$  para os quais o sistema é estável, i.e., tal que o número de pacotes à espera de transmissão à saída do comutador não aumenta indefinidamente no tempo.

O sistema é estável caso o ritmo a que os pacotes de dados chegam ao comutador seja menor ou igual ao ritmo a que os pacotes de dados são transmitidos na linha de saída do mesmo. Note-se que, tal como

na alínea anterior, estamos a considerar um mecanismo de *Store and Forward*, pelo que o pacote terá de ser completamente recebido no comutador antes de ser transmitido na linha de saída. Assim sendo:

$$\text{output rate} \geq \text{input rate} \leftrightarrow 256 \text{ kbit/s} \geq 64 \text{ kbit/s} + \text{rate de A}$$

Neste sentido, o ritmo de saída de A não poderá exceder  $192 \text{ kbit/s}$  - com pacotes de 480 bytes, isto quer dizer que só devemos enviar pacotes de A a intervalos de  $T \geq \frac{480 \times 2^3}{192 \times 10^3} = 20 \text{ ms}$ .

- (b) Assumindo que  $T$  é tal que o sistema é estável e que a linha de saída do comutador transmite pacotes na ordem de chegada, independentemente de serem de dados ou de voz, diga qual o atraso máximo na transmissão dos pacotes de voz, medido desde o momento em que um bit está disponível à saída do codificador de voz até que é transmitido na linha de saída do comutador.

**Nota: exercício atualmente errado, de acordo com as soluções.**

Sendo o sistema estável, temos como pior cenário o caso em que os pacotes de dados e voz chegam ao mesmo tempo ao comutador, e em que o comutador transmite primeiro o pacote de dados. Neste caso, a quantidade de tempo pedida corresponde ao tempo de transmissão de um pacote de voz entre B e o comutador, somado ao tempo de transmissão de um pacote de dados entre o comutador e o exterior.

Em primeiro lugar, é importante notar que não é dado o tamanho de um pacote de voz. Sabemos, contudo, que é criado um pacote a cada  $20 \text{ ms}$ , a um ritmo de  $64 \text{ kbit/s}$ . Assim sendo, são criados 50 pacotes por segundo, pelo que cada um deles terá  $\frac{64 \times 10^3}{50} = 1280 \text{ bits}$ . O tempo de transmissão de um pacote de voz entre B e o comutador é, portanto, dado por:

$$t_{B-com} = 1.28 \times 10^{-3} \text{ s} = 1.28 \text{ ms}$$

O tempo de transmissão de um pacote de dados entre o comutador e o exterior é dado pela seguinte expressão:

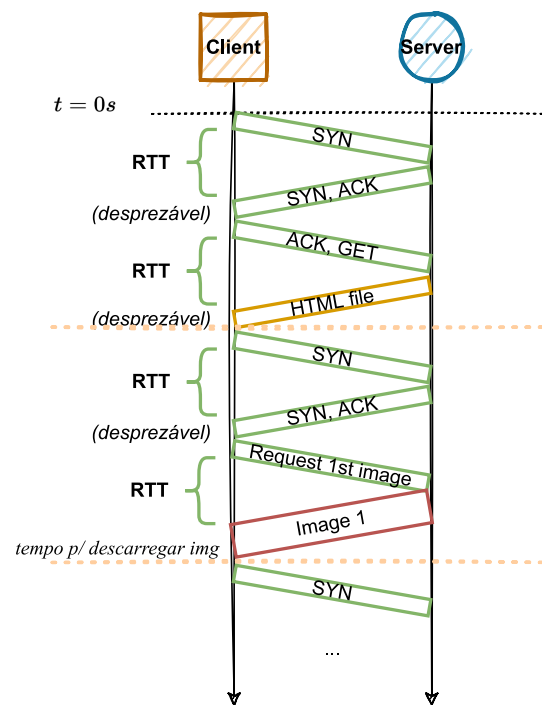
$$t_{com-out} = \frac{480 \times 2^3}{256 \times 10^3} = 15 \text{ ms}$$

Assim sendo, o atraso máximo na transmissão dos pacotes de voz é dado por  $0.128 + 15 = 16.28 \text{ ms}$ .

3. Pretende-se estimar o tempo necessário à descarga de um documento da Web. O documento é constituído por um objeto HTML base que referencia três imagens de tamanho 5000 byte cada. A dimensão do objeto base bem como de todos os pacotes de controlo é desprezável. O cliente liga-se ao servidor através de uma sessão de débito constante igual  $1 \text{ Mbps}$  e tempo de ida-e-volta (RTT) igual a  $20 \text{ ms}$ . Qual o tempo necessário para descarregar o documento em cada uma das condições seguintes:

- (a) O browser usa HTTP não-persistente sem sessões TCP paralelas.

Utilizando HTTP-não persistente (e sem paralelismo de sessões), o browser terá forçosamente de abrir uma nova sessão TCP para cada pedido HTTP. Note-se que haverá um pedido inicial para o objeto base e três pedidos adicionais para as imagens. O diagrama espaço-tempo abaixo ilustra o comportamento em causa:

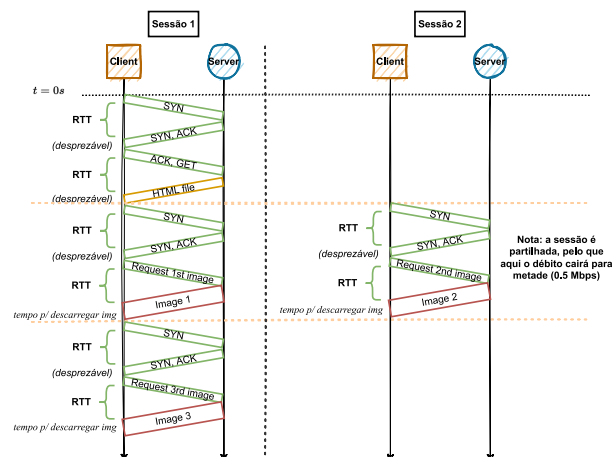


Vão ser realizados 4 pares "SYN - SYN-ACK" e 4 pares "ACK - Resposta", um por pedido HTTP; assim sendo, teremos no mínimo 8 RTTs para estabelecer as sessões TCP. Considerando o tempo de descarga do ficheiro HTML como desprezável, resta adicionar o tempo de descarga das imagens (igual para cada uma):

$$\begin{aligned}
 T_{total} &= 8 \times RTT + 3 \times \frac{5000 \times 2^3}{1 \times 10^6} \\
 &= 8 \times 20 \times 10^{-3} + 3 \times \frac{5000 \times 2^3}{1 \times 10^6} \\
 &= 0.16 + 0.12 \\
 &= 0.28 \text{ s}
 \end{aligned}$$

(b) O browser usa HTTP não-persistente, permitindo, no máximo, duas sessões TCP paralelas.

Neste cenário, o diagrama ficará como se segue:

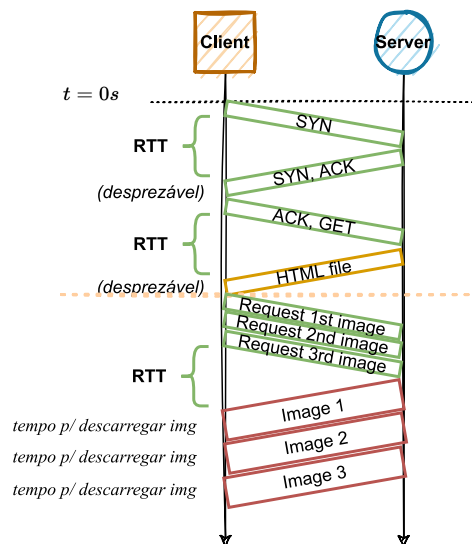


Assim sendo, passamos de 8 para 6 RTTs para estabelecer as sessões TCP e fazer os pedidos HTTP. O tempo de descarga do ficheiro HTML é desprezável. Duas das imagens são descarregadas em simultâneo, a metade do ritmo habitual, e a terceira imagem é descarregada após o término das duas primeiras (que ocorrem em simultâneo). Assim sendo, a quantidade de tempo pretendida é dada por:

$$\begin{aligned}
 T_{total} &= 6 \times RTT + 2 \times \frac{5000 \times 2^3}{0.5 \times 10^6} + \frac{5000 \times 2^3}{1 \times 10^6} \\
 &= 6 \times 20 \times 10^{-3} + 2 \times \frac{5000 \times 2^3}{0.5 \times 10^6} + \frac{5000 \times 2^3}{1 \times 10^6} \\
 &= 0.12 + 0.08 + 0.04 \\
 &= 0.24 \text{ s}
 \end{aligned}$$

(c) O browser usa HTTP persistente com pipelining (sem sessões paralelas).

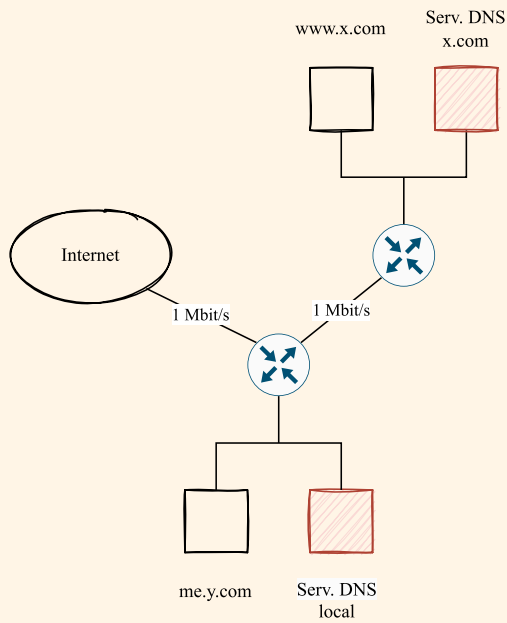
Com HTTP persistente e pipelining, o diagrama fica como se segue:



Note-se que as diferenças quanto à primeira alínea centram-se no facto de que neste caso, o browser não precisa de abrir novas sessões TCP para cada pedido HTTP, e ainda em haver pipelining, permitindo a descarga das três imagens num único pedido. Assim sendo, o número de RTTs para estabelecer as sessões TCP passa para 3: o inicial para estabelecer a sessão TCP e os 4 pedidos HTTP. Com contas relativamente semelhantes, podemos assim chegar ao seguinte resultado:

$$\begin{aligned}
 T_{total} &= 3 \times RTT + 3 \times \frac{5000 \times 2^3}{1 \times 10^6} \\
 &= 3 \times 20 \times 10^{-3} + 3 \times \frac{5000 \times 2^3}{1 \times 10^6} \\
 &= 0.06 + 0.12 \\
 &= 0.18 \text{ s}
 \end{aligned}$$

4. Considere as redes da figura, na qual Serv. DNS local é o servidor de nomes configurado em me.y.com e Serv. DNS x.com é o servidor de nomes idóneo (Authoritative Name Server) para o domínio x.com. O tempo de propagação a separar um encaminhador do outro é 100 ms e o tempo de propagação entre as máquinas da rede y.com e a Internet é de 500 ms (num sentido apenas). Inicialmente, o Serv. DNS local tem a sua cache de nomes vazia.



(a) Suponha que o utilizador de um browser em me.y.com digita a URL `www.x.com/index.html`. Apresente a sequência ordenada de todas as mensagens DNS e HTTP trocadas até que o ficheiro `index.html` seja recebido em me.y.com. Relembra-se que a pesquisa de nomes a partir de Serv. DNS local é iterativa. Para cada mensagem indique a sua origem, o seu destino e o tipo de mensagem. (Seja tão preciso quanto possível relativamente ao tipo da mensagem).

A tabela seguinte corresponde a uma listagem ordenada das mensagens DNS e HTTP trocadas.

	Tipo	Origem	Destino	Comentário
1	DNS Query	me.y.com	Serv. DNS local	-
2	DNS Query	Serv. DNS local	Root Name Server	-
3	DNS Response	Root Name Server	Serv. DNS local	Root não sabe, aponta p/ TLD
4	DNS Query	Serv. DNS local	TLD Server	-
5	DNS Response	TLD Server	Serv. DNS local	TLD não sabe, aponta p/ Serv. DNS de x.com
6	DNS Query	Serv. DNS local	Serv. DNS x.com	-
7	DNS Response	Serv. DNS x.com	Serv. DNS local	Serv. DNS de x.com indica o IP da máquina me.y.com terá agora o IP de x.com
8	DNS Response	Serv. DNS local	me.y.com	
9	GET HTTP/1.1	me.y.com	www.x.com	Pedido index.html
10	HTTP 200 OK	www.x.com	me.y.com	Ficheiro enviado

- (b) Sabendo que o ficheiro `index.html` residente na máquina `www.x.com` tem 1 Mbit, determine o atraso desde o momento em que o utilizador digita a URL em `me.y.com` até que o ficheiro é recebido na totalidade. Considere que o mecanismo de arranque lento não está ativo e despreze o tempo de transmissão de todos os segmentos exceto aqueles que contêm dados do ficheiro `index.html`.

Para calcular o atraso pretendido, faz sentido suportar o nosso pensamento na tabela anterior. Note-se que o tempo de propagação entre `me.y.com` e o respetivo servidor de nomes é considerado desprezável.

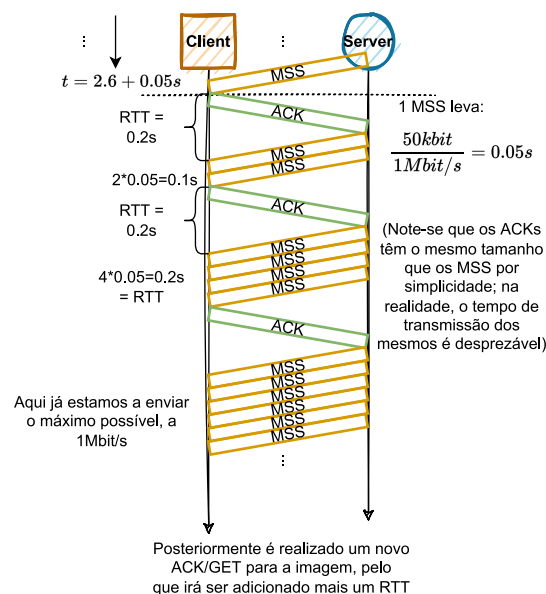
- As mensagens 2 e 3, entre Serv. DNS local e Root Name Server, levam  $2 \cdot 500 \text{ ms}$ , já que o tempo de propagação num só sentido é de  $500 \text{ ms}$ .
- As mensagens 4 e 5, entre Serv. DNS local e TLD Server, levam  $2 \cdot 500 \text{ ms}$ .
- As mensagens 6 e 7, entre Serv. DNS local e Serv. DNS `x.com`, levam  $2 \cdot 100 \text{ ms}$ , já que aqui não vamos à *black-box* Internet, passando diretamente entre comutadores.
- As mensagens 9 e 10 levam  $2 \cdot 2 \cdot 100 \text{ ms}$ , contando com o par SYN/ACK e o par ACK GET/transmissão do ficheiro.

Assim sendo, o atraso total é de  $2 \cdot 500 + 2 \cdot 500 + 2 \cdot 100 + 2 \cdot 2 \cdot 100 + 1000 = 3600 \text{ ms}$ .

- (c) Assuma agora que: (i) o ficheiro `index.html` referencia uma imagem com 5 Mbits; (ii) o browser usa sessões HTTP persistentes; (iii) o mecanismo de arranque lento está ativo; (iv) e o MSS é 50 kbit. Determine o atraso na receção da página, constituída pelo ficheiro mais a imagem.

Em primeiro lugar, é relevante realçar que é mencionada a existência de sessões HTTP persistentes, mas nada é referido no que a pipelining diz respeito. Neste sentido, essa noção será aqui descartada. Mais ainda, é referido o mecanismo de arranque lento, com MSS de 50 kbit. Note-se que esta alteração não afeta os tempos de propagação até ao envio do primeiro segmento de `index.html` (inclusive), pelo que a *baseline* temporal será de 2600 ms.

As mensagens seguintes verão um diagrama espaço-tempo como o que se segue:



Assim sendo, aos 2600 ms da *baseline* acrescentam os seguintes tempos:



- 0.05 segundos para a transferência do primeiro segmento;
- $0.2 + 0.1$  segundos para a transferência dos dois segmentos seguintes;
- $0.2 + 0.2$  segundos para a transferência dos quatro segmentos seguintes. Note-se que aqui os segmentos levam precisamente o equivalente a um RTT a ser transferidos, pelo que a partir daqui iremos transferir todos os segmentos de forma contínua.
- $0.2 + x$  segundos para a transferência dos restantes segmentos - aqui, após o arranque lento, estamos finalmente num cenário de transferência de dados contínuo. Tendo já sido transferidos três segmentos, resta-nos transferir  $N - 3$  segmentos, onde  $N$  corresponde ao número de segmentos necessários para transmitir o ficheiro `html` e respetiva imagem.

$$N = \frac{5 \cdot 10^6 + 1 \cdot 10^6}{50 \cdot 10^3} = 120$$

Restando transferir  $N - 7 = 113$  segmentos, temos que o tempo de transferência dos restantes segmentos será dado por  $x = 0.05 \cdot 113 = 5.65$  segundos. Note-se que será ainda adicionado um RTT, 200 *ms*, para a transferência do ficheiro de imagem.

Assim, temos que no total, a interação em questão leva  $2600 + 50 + 200 + 100 + 200 + 200 + 5650 + 200 = 9200$  *ms*.

5. Considere três estações que pretendem recuperar um ficheiro com 100 *MiB* de um servidor. A largura-de banda uplink do servidor, do servidor à Internet, é de 1 *Mbit/s*. A largura de banda downlink de cada estação, da Internet à estação, é muito elevada (superior a 1 *Mbit/s*) e a largura de banda uplink de cada estação, da estação à Internet, é 200 *kbit/s*. Despreze os atrasos de propagação.

(a) Com uma aplicação cliente servidor, qual o tempo mínimo necessário para que o ficheiro seja distribuído a todas as estações?

O servidor terá de distribuir o envio do ficheiro por três clientes, pelo que a largura de banda uplink do mesmo será dividida por três. Assim sendo, e considerando que a largura de banda downlink de cada estação é muito elevada (pelo que este não será o *bottleneck*), o tempo mínimo necessário para que o ficheiro seja distribuído a todas as estações é dado por:

$$T_{min} = 3 \times \frac{100 \text{ MiB}}{1 \text{ Mbit/s}} = 3 \times \frac{100 \times 2^{20} \times 2^3}{1 \times 10^6} = 2516.5824 \text{ s}$$

(b) Considere agora uma aplicação peer-to-peer em que as estações usam as suas larguras de banda uplink para ajudar a distribuir o ficheiro. O servidor envia dados a cada uma das estações continuamente. Para além disso, cada estação vai re-distribuir a cada uma das outras duas estações os dados que recebe do servidor. Encontre uma boa estratégia para distribuir o ficheiro por todas as estações, e de acordo com ela diga qual o tempo mínimo necessário para a distribuição do ficheiro?

O ficheiro é distribuído por todas as estações, sendo dividido em  $N$  (com  $N = 3$ ) partes distintas, uma por estação. Cada estação recebe uma parte do ficheiro e envia a cada uma das outras duas estações

a sua parte. Assim sendo, a largura de banda uplink de cada estação será dividida por  $N - 1$ . Assim sendo:

$$T_{upload-servidor} = 3 \times \frac{\frac{100}{3} \times 2^{23}}{1 \times 10^6} = 838.8608 \text{ s}$$

Resta ainda calcular o tempo de upload de cada estação para as outras duas estações.

$$T_{upload-estacao} = \frac{N \times L}{u_{servidor} + \sum u_{estacao}} = \frac{3 \times 100 \times 2^{23}}{10^6 + 3 \times 200 \times 10^3} = 1572.864 \text{ s}$$

Note-se que o tempo mínimo necessário para a distribuição do ficheiro é dado (considerando que o *download* não é o *bottleneck*) por:

$$T_{min} = \max\{T_{upload-servidor}, T_{upload-estacao}\} = 1572.864 \text{ s}$$

6. Considere um caminho de 5000 km de comprimento com atraso de propagação igual a 5  $\mu\text{s}/\text{km}$ , e sobre o qual consegue transmitir a um débito máximo de 100 Mbit/s. Suponha que usa um algoritmo de janela deslizante para controlo de erros e controlo de fluxo. Cada pacote tem 1000 bits. Se usar Go-Back-N qual a dimensão mínima da janela, em número de pacotes, que garante uma eficiência de utilização do caminho de 100%? E se usar Selective-Repeat?

Garantimos eficiência de utilização de 100% caso nunca se esteja *idle* - isto é, estamos sempre a transmitir ou receber dados. Para tal, é necessário que a janela seja grande o suficiente para que, assim que o último pacote de um conjunto de  $N$  pacotes é enviado, começamos a receber o primeiro pacote desse mesmo conjunto.

Ora, em primeiro lugar será relevante calcular o RTT: neste caso, corresponde a duas vezes o atraso de propagação sobre todo o comprimento do caminho, ou seja,  $2 \times 5000 \times 5 \times 10^{-6} = 0.05 \text{ s}$ .

Ora, o nosso objetivo é o de encontrar um valor  $N_{window}$  tal que enviar  $N_{window}$  pacotes seja **igual** (já que queremos eficiência de utilização de 100%) ao tempo que leva a enviar um pacote e o respetivo ACK chegar. Neste sentido, o que vamos querer é o seguinte:

$$N_{window} \times \frac{L}{R} = \frac{L}{R} + RTT$$

Assim sendo, isto será o mesmo que ter o seguinte:

$$N_{window} = 1 + \frac{RTT}{\frac{L}{R}} = 1 + \frac{0.05}{\frac{1000}{100 \times 10^6}} = 1 + 5000 = 5001$$

A lógica é em tudo igual para o Selective-Repeat, já que o mecanismo aqui relevante é o de janela deslizante, não sendo relevante a "tipologia" do mesmo.

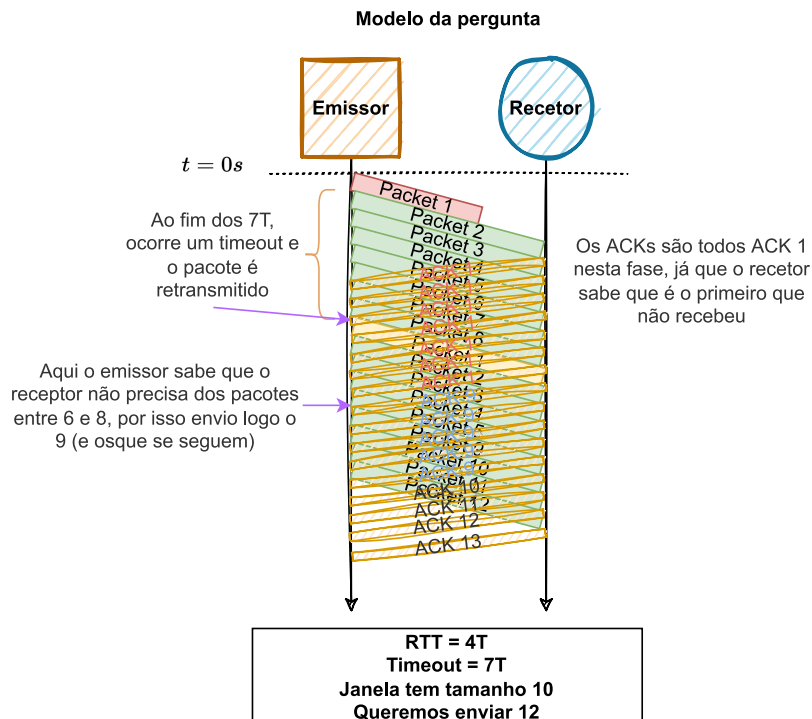
7. Considere o algoritmo de janela deslizante descrito a seguir que, não sendo nem Go-Back-N nem Selective-Repeat, tem características de ambos, e é um algoritmo muito próximo do empregue no TCP. Neste algoritmo, tanto o emissor quanto o receptor têm uma janela de dimensão  $N_w$  pacotes,  $N_w > 1$ , como no Selective-Repeat. No entanto, os ACKs são cumulativos como em Go-Back-N: isto é, se o recetor não recebeu o  $i$ -ésimo mas recebeu o  $j$ -ésimo pacote, com  $j > i$ , ele guarda-o na janela de receção, mas devolve um ACK  $i$  porque é do  $i$ -ésimo pacote que ele continua à espera. O emissor lança um temporizador por cada pacote enviado. Se este temporizador expira, o pacote associado, e apenas este, é imediatamente retransmitido.

- (a) Assumindo que o canal pode perder os pacotes mas não os reordena, qual o módulo mínimo para a sua numeração que assegura a operação correta do protocolo?

Sabemos, por definição, que em algoritmos de janela deslizante o módulo mínimo para a numeração dos pacotes corresponde a  $N_{emissor} + N_{receptor}$ ; neste sentido, temos que aqui o módulo mínimo é  $2N_w$ .

- (b) Seja  $T$  o tempo de transmissão de um pacote. Assuma que: (i) a janela  $N_w$  tem dimensão 10 pacotes; (ii) o atraso de ida-e-volta é  $4T$ ; (iii) e o tempo de espera para a retransmissão de um pacote é  $7T$ . O emissor tem 12 pacotes para transmitir. O primeiro destes pacotes, e só ele, é perdido. Faça um diagrama espaço-tempo que mostre a evolução do algoritmo até que todos os pacotes sejam recebidos com sucesso. Em face deste diagrama, conclua sobre o desempenho do algoritmo face aos algoritmos de Go-Back-N e Selective-Repeat, nestas circunstâncias.

Apresenta-se abaixo o diagrama espaço-tempo do algoritmo em questão.



As diferenças para os algoritmos Go-Back-N e Selective-Repeat são relativamente sucintas: no caso do

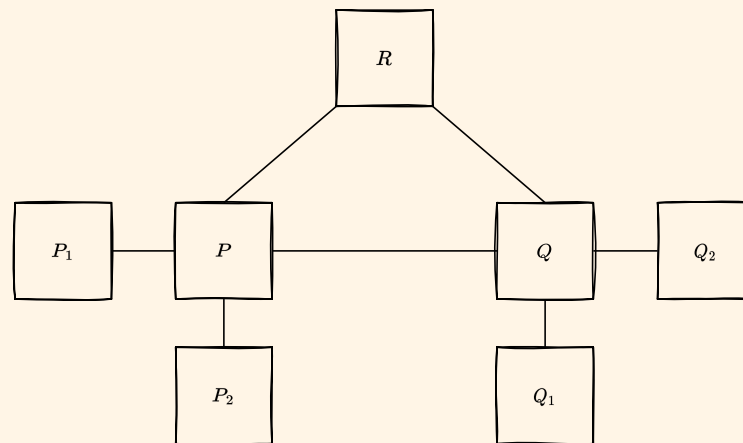
primeiro, toda a janela teria de ser retransmitida, o que implicaria a transmissão de 2 segmentos adicionais (7 e 8) - pior performance; com Selective Repeat, por outro lado, teria apenas de se retransmitir o primeiro segmento (já que os restantes ACKs seriam enviados com sucesso), o que levaria a melhor performance.

(c) Mostre, também através de diagramas espaço-tempo, uma circunstância em que este algoritmo tem melhor desempenho do que Selective-Repeat.

Caso haja perda de ACKs, o algoritmo em questão tem melhor desempenho do que Selective-Repeat. Considere-se o cenário em que são enviados 7 pacotes, e em que os primeiros 6 ACKs são perdidos, mas o último é recebido com sucesso.

- No caso do algoritmo proposto neste exercício, com ACKs cumulativos, o emissor sabe, ao receber ACK 8, que tudo até ao 7º pacote foi recebido com sucesso, pelo que pode continuar a enviar pacotes.
- No caso de Selective Repeat, o recetor envia ACK 7 (não ACK 8), e sem ter recebido nada sobre os anteriores terá de retransmitir todos os outros pacotes, o que levaria a uma performance inferior.

8. Considere os fornecedores de serviços Internet (ISPs)  $P$ ,  $Q$  e  $R$  interligados da forma ilustrada na figura e em que nenhum deles deverá transportar tráfego de trânsito entre os outros dois. Aos ISPs  $P$ ,  $Q$  e  $R$  foram atribuídos os blocos de endereços 193.32.0.0/11, 193.64.0.0/11 e 193.0.0.0/12, respetivamente. As regiões autónomas (ASes)  $P_1$  e  $P_2$  são clientes do ISP  $P$  e foram-lhes atribuídos os blocos de endereços 193.50.0.0/16 e 193.49.0.0/16, respetivamente. As ASes  $Q_1$  e  $Q_2$  são clientes do ISP  $Q$ . A  $Q_1$  foi atribuído o bloco de endereços 193.64.0.0/18.



(a) Atribua um bloco de endereços a  $Q_2$ , sabendo que esta AS precisa de 8000 endereços e escolhendo o endereço base mais baixo possível.

$Q_2$  precisa de 8000 endereços - neste sentido, nunca será possível atribuir um bloco de endereços com sufixo superior a  $/(32 - \lceil \log_2 8000 \rceil) = /19$ . Mais ainda, foi atribuído a  $Q_1$  o bloco 193.64.0.0/18, pelo que todos os endereços no intervalo 193.64.0.0 a 193.64.63.255 estão também ocupados: em binário, é o equivalente a ter os endereços no seguinte intervalo ocupados:

[11000001.01000000.00000000.00000000, 11000001.01000000.00111111.11111111]

Assim sendo, o endereço mais baixo possível para  $Q_2$  é 193.64.64.0, já que todos os anteriores estão ocupados. Alocando um bloco de endereços com  $\lceil \log_2 8000 \rceil = 13$  bits, temos que o bloco a atribuir a  $Q_2$  é 193.64.0.0/19:

[11000001.01000000.01000000.00000000, 11000001.01000000.01011111.11111111]

Note-se, claro, que nenhum destes endereços se encontra no bloco de endereços atribuído a  $Q_1$ .

(b) Apresente as tabelas de expedição de um encaminhador em  $P$ , outro em  $Q$ , e um terceiro em  $R$ , com pares (prefixo, AS).

	Subnet	Subnet mask	AS
1	193.50.0.0	255.255.0.0 (/16)	$P_1$
2	193.49.0.0	255.255.0.0 (/16)	$P_2$
3	193.64.0.0	255.224.0.0 (/11)	$Q$
4	193.0.0.0	255.240.0.0 (/12)	$R$
5	193.32.0.0	255.224.0.0 (/11)	$P$

**Table 1:** Tabela de encaminhamento para um encaminhador em  $P$

	Subnet	Subnet mask	AS
1	193.64.0.0	255.255.192.0 (/18)	$Q_1$
2	193.64.64.0	255.255.224.0 (/19)	$Q_2$
3	193.32.0.0	255.224.0.0 (/11)	$P$
4	193.0.0.0	255.240.0.0 (/12)	$R$
5	193.64.0.0	255.224.0.0 (/11)	$Q$

**Table 2:** Tabela de encaminhamento para um encaminhador em  $Q$

	Subnet	Subnet mask	AS
1	193.32.0.0	255.224.0.0 (/11)	$P$
2	193.64.0.0	255.224.0.0 (/11)	$Q$
3	193.0.0.0	255.240.0.0 (/12)	$R$

**Table 3:** Tabela de encaminhamento para um encaminhador em  $R$

(c) Suponha que  $Q_1$  mudou o seu ISP de  $Q$  para  $P$ . Apresente as novas tabelas de expedição tendo em conta que os endereços atribuídos a  $Q_1$  não se alteram.

As alterações às tabelas são mínimas: em  $P$ , é inserida a rota para  $Q_1$ ; em  $Q$  a rota para  $Q_1$  é alterada, com o AS da mesma a passar para  $P$  (em vez de  $Q_1$  diretamente); é adicionada uma rota ao encaminhador em  $R$  para  $Q_1$  (mas com referência ao AS  $P$  em vez de  $Q_1$ ).

(d) Relativamente à alínea anterior, apresente em pseudocódigo um algoritmo para a expedição de datagramas usado num encaminhador do ISP  $R$ .

Seria algo como:

- i. Se  $\text{IP\_destino} \& 255.224.0.0 = 193.32.0.0$  OU  $\text{IP\_destino} \& 255.255.192.0 = 193.64.0.0$ , enviar para  $P$ .
- ii. Caso contrário, se  $\text{IP\_destino} \& 255.224.0.0 = 193.64.0.0$ , enviar para  $Q$ .
- iii. Caso contrário, se  $\text{IP\_destino} \& 255.240.0.0 = 193.0.0.0$ , enviar para  $R$ .

Note-se que não existe aqui (porque não é especificada no enunciado) a *default route*, com endereço a comparar e máscara ambos a zeros.

9. Suponha que um segmento TCP tem 2048 bytes de dados e 20 bytes de cabeçalho. Este segmento tem que atravessar duas ligações para chegar ao destino. A primeira ligação tem um MTU de 1024 bytes e a segunda um MTU de 512 bytes. Indique o comprimento e offset de todos os fragmentos entregues à camada de rede do destino. O cabeçalho de qualquer datagrama IP tem 20 bytes.

A resolução deste exercício tem algumas particularidades que o tornam menos trivial. O primeiro pensamento seria provavelmente dividir o segmento TCP (com 2068 bytes) em três datagramas IP, dois com  $1004 + 20$  bytes e um com  $2 \times 20 + 20 + 20$  bytes. Ora, isto não é possível, já que juntamente com o datagrama IP é também enviado um offset ( $\frac{\text{data length}}{8}$ ) inteiro. Neste caso,  $\frac{1004}{8}$  não é um inteiro, pelo que seremos obrigados a enviar, no máximo 1000 bytes de dados. Assim sendo, de TCP para IP ficamos com três segmentos:

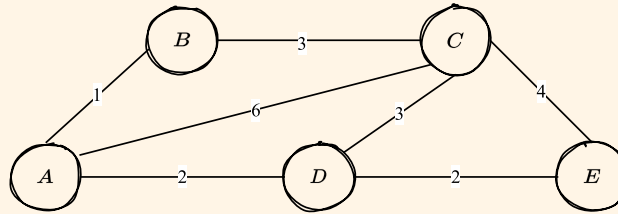
- Dois segmentos de tamanho 1020 bytes, com 1000 bytes de dados;
- Um segmento com os restantes 68 bytes de dados (isto inclui os 20 bytes do cabeçalho TCP), mais 20 bytes de cabeçalho. Note-se que, sendo o último elemento, a necessidade de data length divisível por 8 não se aplica.

Por fim, podemos então olhar para a segunda ligação IP. Como o MTU é de 512 bytes, em cada datagrama IP podemos enviar 492 bytes de dados. Mais uma vez, 492 não é divisível por 8 - na verdade, podemos enviar no máximo, por segmento, 488 bytes de dados. Assim sendo, temos:

	Datagram size	Data size	Offset (8-byte blocks)
1	508	488	0
2	508	488	61
3	44	24	122
4	508	488	125
5	508	488	186
6	44	24	247
7	88	68	250

Note-se que o offset vai sendo incrementando em  $\frac{\text{data size}}{8}$  blocos por datagrama, claro. Mais ainda, notar que o último datagrama não teve necessidade de ser truncado, pelo que a sua estrutura manteve-se intacta.

10. Considere a rede da figura em que o protocolo de encaminhamento usado é por estado-da-ligação.



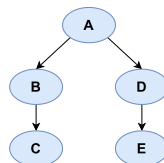
(a) Preencha uma tabela ilustrando a execução do algoritmo de Dijkstra a partir do nó A.

(A aplicação do algoritmo já foi abordada em ASA, pelo que não será descrita em pormenor nesta resposta.)

	Nós vistos	$d_A, \pi_A$	$d_B, \pi_B$	$d_C, \pi_C$	$d_D, \pi_D$	$d_E, \pi_E$
1	{A}	0, -	1, A	6, A	2, A	$\infty$
2	{A, B}	0, -	1, A	4, B	2, A	$\infty$
3	{A, B, D}	0, -	1, A	4, B	2, A	4, D
4	{A, B, D, C}	0, -	1, A	4, B	2, A	4, D
5	{A, B, D, C, E}	0, -	1, A	4, B	2, A	4, D

(b) Apresente o pseudocódigo genérico que cada nó tem que executar para a partir dos cálculos efetuados com o algoritmo de Dijkstra popular a sua tabela de expedição. Preencha a tabela de expedição do nó A.

O pseudocódigo é relativamente simples: para cada nó, após a aplicação de Dijkstra, temos o respetivo pai; basta então percorrer a árvore de caminhos mais curtos a partir do nó de destino, até ao nó de origem, por forma a obter o nó que a ele vai dar desde a origem - na tabela de expedição, o custo será o calculado pelo algoritmo de Dijkstra, e o nó de encaminhamento será o nó ligado à origem na árvore de caminhos mais curtos que liga o nó de destino ao nó de origem. Para o caso da alínea anterior, teríamos uma árvore como a que se segue:



A tabela de expedição em questão é a seguinte:

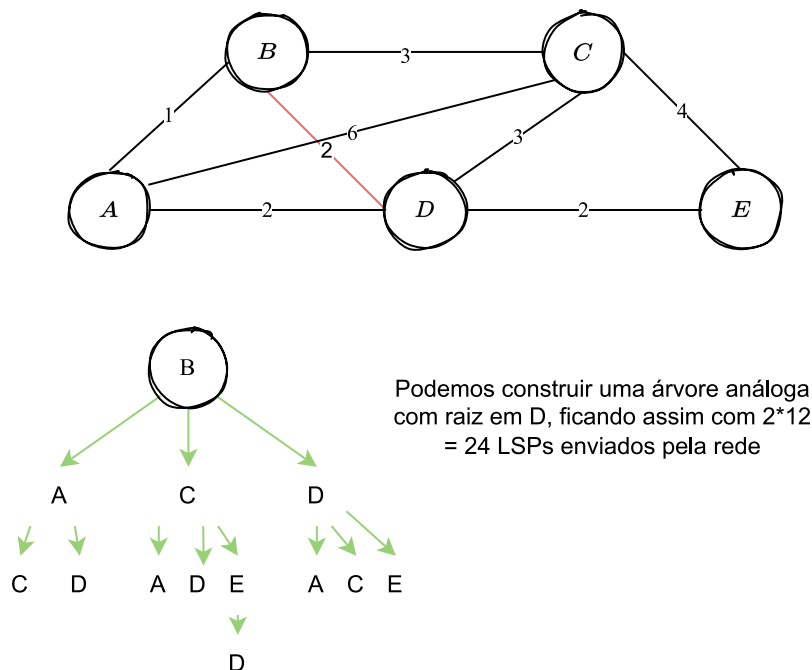
	Destino	Custo	Encaminhar p/
1	B	1	A
2	C	4	B
3	D	2	A
4	E	4	D
5	A	0	local

(c) Suponha que, devido a atrasos na difusão de um LSP, o nó *A* não tem conhecimento da ligação *D – E*, e só dela não tem conhecimento. Todos os outros nós têm conhecimento completo da topologia da rede. O que acontece aos pacotes enviados pelo nó *A* com destino ao nó *E*? Conclua sobre o regime transitório de um protocolo estado-da-ligação.

Na tabela, a quarta linha é alterada para o tuplo (*E*, 8, *C*); os pacotes serão enviados para *B*, que sabe que o caminho mais curto até *E* é *BADE*, pelo que os pacotes serão encaminhados de volta a *A*. Como *A* não tem conhecimento da ligação *D – E*, os pacotes serão enviados novamente para *B*, ficando assim num *loop* infinito.

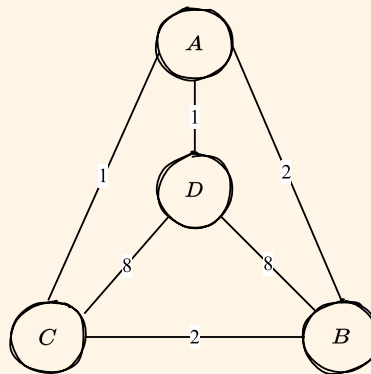
(d) Suponha que é estabelecida uma nova ligação entre os nós *D* e *B* com comprimento 2. No total, quantos LSPs é que vão viajar pela rede?

*B* e *D* apercebem-se da alteração, claro, e serão eles a fazer o primeiro *broadcast* dos LSPs. *B* informa *A*, *C*, e *D*, que por sua vez informam os seus filhos, etc. Abaixo encontra-se uma ilustração do processo:





11. Considere a rede da figura sobre a qual opera um protocolo vetor-distância.



- (a) No instante  $t_0$  o protocolo está estável, com todos os nós a saber os comprimentos dos caminhos mais curtos para alcançar cada um dos outros nós. Apresente as entradas das tabelas de encaminhamento no que diz respeito ao nó destino  $D$ .

No instante inicial:

- $A$  sabe que o caminho mais curto para  $D$  é direto, com custo 1.
- $B$  sabe que o caminho mais curto para  $D$  tem próximo passo  $A$ , com custo total 3.
- $C$  sabe que o caminho mais curto para  $D$  tem próximo passo  $A$ , com custo total 2.
- $D$  para  $D$  é direto, com custo 0.

- (b) No instante  $t_1$  a ligação  $A - D$  falha. Assumindo que os nós trocam mensagens sincronamente em instantes bem definidos,  $t_1, t_2, t_3, \dots$ , mostre a evolução das tabelas de encaminhamento até que o protocolo volte a estabilizar.

Inicialmente, todas as tabelas de custo tinham o seguinte aspeto (para todos os nós):

From/Cost to	A, $\pi$	B, $\pi$	C, $\pi$	D, $\pi$
A	0	2, B	1, C	1, D
B	2, A	0	2, C	3, A
C	1, A	2, B	0	2, A
D	1, A	3, A	2, A	0

Após a ligação  $A - D$  falhar, as tabelas vão sendo progressivamente atualizadas, como se segue:

(A)                      (B)                      (C)                      (D)

A e D avisam os vizinhos

t	B	C	D	A	C	D	A	B	D	A	B	C
0	2B	1C	1D	2A	2C	3A	1A	2B	2A	1A	3A	2A
1	2B	1C	3C	2A	2C	3A	1A	2B	2A	C9	B8	C8
2	2B	1C	3C	2A	2C	4C	1A	2B	4A	C9	B8	C8
3	2B	1C	5C	2A	2C	5A	1A	2B	4A	C9	B8	C8
4	2B	1C	5C	2A	2C	6C	1A	2B	6A	C9	B8	C8
5	2B	1C	7C	2A	2C	7A	1A	2B	6A	C9	B8	C8
6	2B	1C	7C	2A	2C	8D	1A	2B	8D	C9	B8	C8
7	2B	1C	9C	2A	2C	8D	1A	2B	8D	C9	B8	C8
8	2B	1C	9C	2A	2C	8D	1A	2B	8D	C9	B8	C8
9												

\* min {  
d + d  
B-A A-D  
d + d  
B-C C-D  
z + z  
z + z }

- (c) Repita a alínea anterior, mas assumindo agora que o protocolo utilizado é vetor-caminho. Neste protocolo os nós trocam entre si não apenas a distância para alcançar cada destino mas também todo o caminho (sequência de nós) associado a essa distância.

...(acabo depois)

12. Pretende-se comparar duas abordagens para providenciar multicast na camada de aplicação: (1) emulação com encaminhamento unicast; (2) encaminhamento multicast. Considere uma fonte e 32 destinos. A fonte está interligada com os destinos através de uma árvore binária de encaminhadores, tendo a fonte com raiz. O custo de uma abordagem multicast é o número de datagramas que têm que ser enviados nessa abordagem por forma a alcançar todos os destinos.

- (a) Determine os custos das duas abordagens para multicast.

Considerando uma abordagem via árvore binária, com 32 destinos possíveis, vamos ter, claro,  $\log_2 32 = 5$  níveis de encaminhadores; neste sentido:

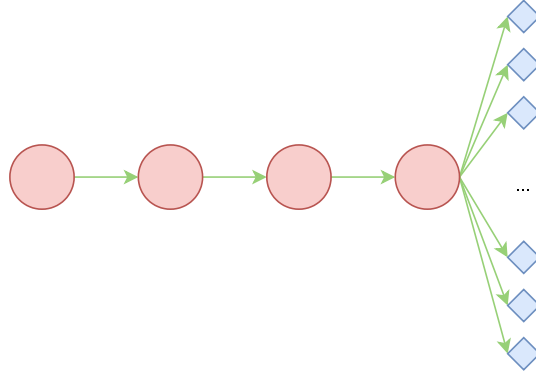
- Para a primeira abordagem, emulação com encaminhamento unicast, o custo corresponderá ao produto entre o número de níveis na árvore e o número de destinos possíveis, já que cada mensagem irá seguir um caminho específico por destino; existirá um datagrama por cada vez que um encaminhador *encaminha* um datagrama para um destino;
- Para a segunda abordagem, encaminhamento multicast, o custo corresponderá ao número de arestas na árvore, já que cada encaminhador irá fazer *broadcast* de um datagrama para todos os seus filhos.

Assim sendo, podemos dizer:

- Primeira abordagem:  $D \times \log_2 D = 32 \times 5 = 160$ ;
- Segunda abordagem:  $\sum_{i=1}^{\log_2 D} 2^i = 62$ .

- (b) Encontre a topologia de rede, incluindo a fonte, os destinos, e tantos encaminhadores quanto quiser, que maximiza a razão entre o custo da abordagem por emulação com encaminhamento unicast e o custo da abordagem por encaminhamento multicast na camada.

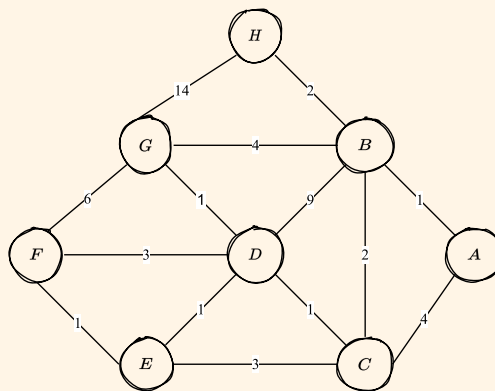
Queremos, portanto, maximizar  $\frac{\text{custo unicast}}{\text{custo multicast}}$ . Note-se que abordagens multicast são mais eficientes em topologias completamente esguias até ao último nível, já que não terá de haver divisão de datagramas por vários caminhos; por outro lado, e apesar de também ser mais eficiente do que abordagens binárias no caso de unicast, o caminho terá também de ser percorrido 1 vez por destino. Assim sendo, o cenário que maximiza o rácio pretendido é o seguinte:



Em abordagens por emulação com encaminhamento unicast, o custo será, considerando  $N$  níveis,  $N \times D$ ; por outro lado, com encaminhamento multicast, o custo será  $(N - 1) + D$ . Considerando  $D = 32$ , ou seja, introduzindo o contexto do problema, a razão pretendida tenderá então para 32:

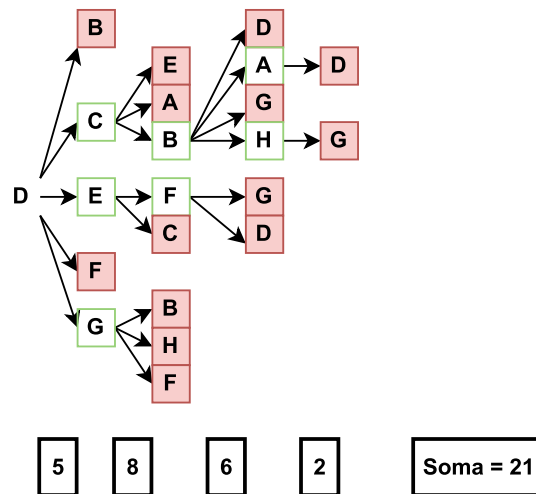
$$\frac{32N}{N - 1 + 32} \rightarrow 32$$

13. Considere a rede da figura. O nó  $D$  envia um datagrama que é difundido por toda a rede usando expedição por caminho inverso (RPF). Indique quantas cópias do datagrama é que atravessam as ligações da rede.



A lógica do algoritmo em questão é relativamente simples: corresponde a uma "variação" do algoritmo de Dijkstra, em que sempre que olhamos para um novo nó, fazemos *broadcast* do datagrama para todos os seus vizinhos (exceto o pai).

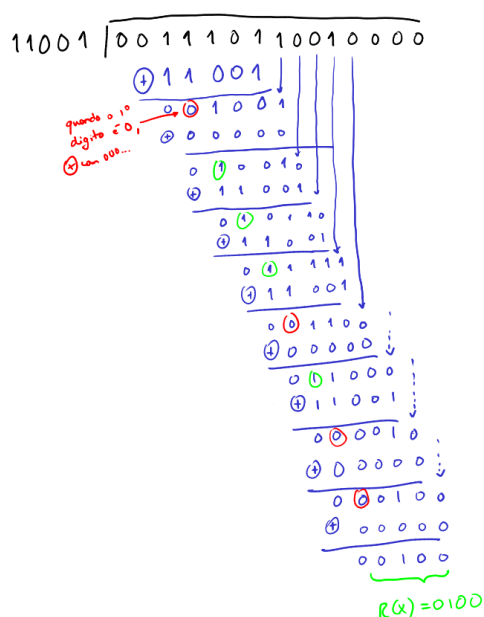
	Nós Vistos	$d_A, \pi_A$	$d_B, \pi_B$	$d_C, \pi_C$	$d_D, \pi_D$	$d_E, \pi_E$	$d_F, \pi_F$	$d_G, \pi_G$	$d_H, \pi_H$
1	{D}	$\infty$	9	1	0	1	3	1	$\infty$
2	{D, C}	5	3	1	0	1	3	1	$\infty$
3	{D, C, E}	5	3	1	0	1	2	1	$\infty$
4	{D, C, E, G}	5	3	1	0	1	2	1	15
5	{D, C, E, G, F}	5	3	1	0	1	2	1	15
6	{D, C, E, G, F, B}	4	3	1	0	1	2	1	5
7	{D, C, E, G, F, B, A}	4	3	1	0	1	2	1	5
8	{D, C, E, G, F, B, A, H}	4	3	1	0	1	2	1	5



14. Suponha que um determinado protocolo da camada da ligação de dados usa um código cíclico de verificação, CRC, gerado pelo polinómio gerador  $G(x) = x^4 + x^3 + 1$ .

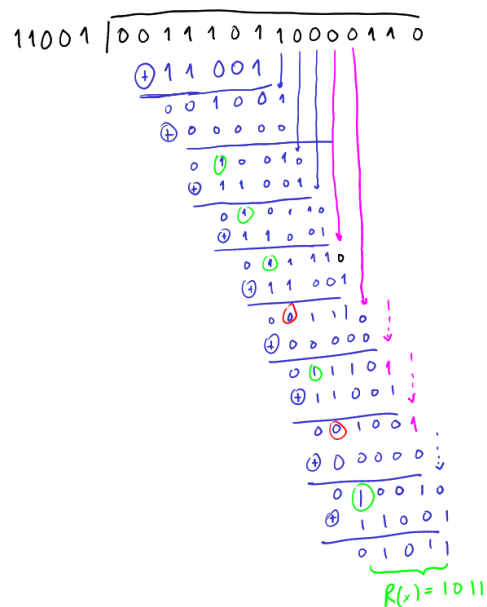
(a) Determine os bits de CRC do bloco de dados 00111011001.

Com um polinómio gerador do tipo  $x^4 + x^3 + 1$ , sabemos que o divisor pretendido será, em binário, 11001. O dividendo, 00111011001, vê concatenados quatro zeros à direita (são sempre concatenados  $N - 1$  zeros, onde  $N$  é o número de bits do divisor). A divisão será feita por subtrações sucessivas, e o resultado será o resto da divisão. A divisão é feita da seguinte forma:



- (b) Suponha que o emissor forma uma trama com o bloco de dados e os bits de CRC da alínea anterior. A trama é enviada do emissor para o recetor, é corrompida no canal que os une, e é recebida pelo recetor na forma 001110110000110. Os erros são detetados no recetor?

Um erro será detetado na mensagem caso o que seja recebido não for divisível pelo polinómio gerador.



Podemos, assim, concluir que o erro é detetado, já que  $R(x) \neq 0$ .

15. Suponha duas estações,  $A$  e  $B$ , ligadas a extremos opostos de um cabo de  $900m$ , e cada uma delas com uma trama de  $1000$  bits para transmitir. As duas estações começam a transmitir em  $t = 0$ . Suponha que há  $4$  repetidores entre  $A$  e  $B$ , cada um inserindo um atraso de  $20$  bits. Considere que a taxa de transmissão é  $10Mbit/s$  e que se utiliza CSMA/CD com intervalos de retransmissão múltiplos de  $512$  bits. Depois da primeira colisão,  $A$  escolhe  $K_A = 0$  e  $B$  escolhe  $K_B = 1$  na execução do algoritmo de recuo binário exponencial. Ignore o sinal de reforço de colisão de  $32$  bits e a espera de  $96$  bits para o acesso ao canal.

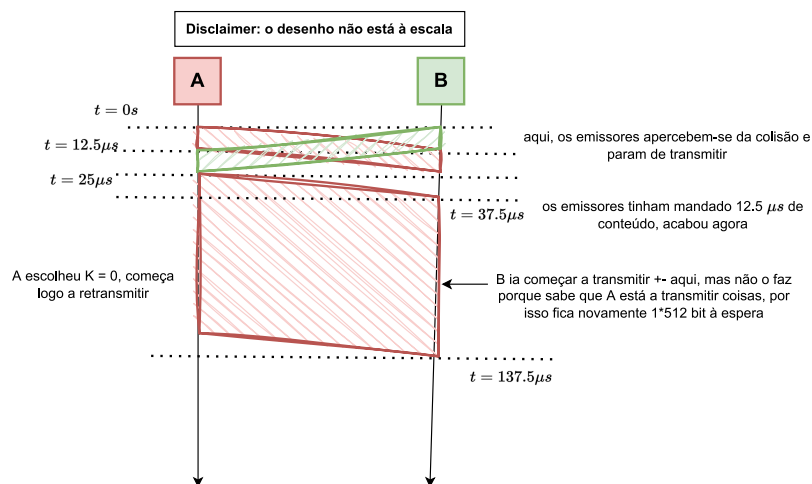
- (a) Qual o atraso de propagação, incluindo atrasos introduzidos nos repetidores de  $A$  para  $B$ ? Suponha uma velocidade de propagação no cabo de  $2 \times 10^8 m/s$ .

O atraso de propagação pretendido corresponderá à soma entre o tempo de propagação normal, sem repetidores, e o tempo de propagação introduzido pelos mesmos.

No cabo, a velocidade de propagação é de  $2 \times 10^8 m/s$ , pelo que, percorrendo  $900m$ , o tempo de propagação será de  $4.5 \times 10^{-6}s$ . Mais ainda, é introduzido um atraso de  $20$  bits em cada repetidor - podendo transmitir  $10Mbit/s = 10^7 bit/s$ , cada repetidor introduzirá, assim, um atraso de  $2 \times 10^{-6}s$ . Assim sendo, no total, o atraso de propagação será de  $4.5 \times 10^{-6}s + 4 \times 2 \times 10^{-6}s = 1.25 \times 10^{-5}s$ .

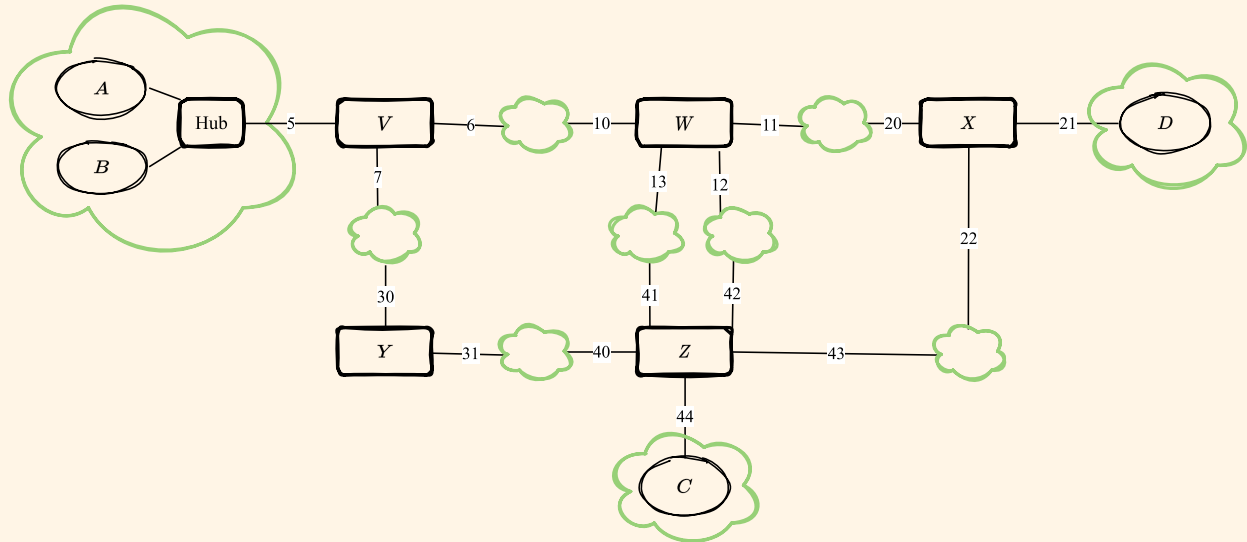
- (b) Em que instante de tempo é que o pacote de  $A$  é completamente recebido em  $B$ ?

O diagrama espaço-tempo da interação em questão é o que se segue:



Passados  $1.25 \times 10^{-5}s$  desde o início da transmissão,  $A$  e  $B$  apercebem-se da colisão, pelo que param de transmitir - a transmissão em si só chega completamente ao outro lado  $1.25 \times 10^{-5}s$  depois, pelo que só aqui já se passaram  $2.5 \times 10^{-5}s$  desde o início da transmissão. De seguida, com  $A$  a escolher  $K = 0$ , pode logo voltar a transmitir; por outro lado,  $B$  tem de esperar  $512$  bits, o que corresponde a  $5.12 \times 10^{-5}s$ . Note-se que a transmissão de  $1000$  bits leva  $100 \times 10^{-6}s$ , pelo que  $B$  até tenta começar a transmitir sensivelmente a meio da transmissão de  $A$ , mas apercebendo-se que este está a transmitir, não o faz, voltando a tentar depois de  $5.12 \times 10^{-5}s$  (e aqui a transmissão de  $A$  já terminou). Ao todo, passaram  $3 \times 12.5 \times 10^{-6} + 100 \times 10^{-6} = 137.5\mu s$  desde o início da transmissão, até ao pacote de  $A$  ser completamente recebido em  $B$ .

16. Considere a rede da figura, composta por cinco comutadores Ethernet (Bridges): V, W, X, Y, Z, um hub e quatro estações: A, B, C, D. Considera-se que o identificador de cada comutador é igual ao menor dos endereços MAC das suas interfaces (indicados simplificadaamente junto a cada ligação) - por exemplo, o identificador do comutador W será 10. Todas as ligações têm custo unitário. As tabelas estão inicialmente vazias.



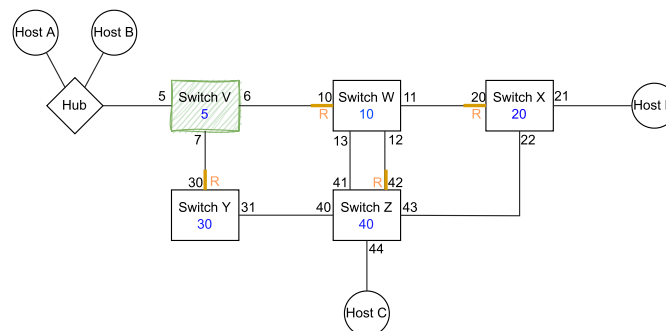
**Disclaimer:** resolução da autoria do Pedro Chaparro, retirada [daqui](#).

- (a) Usando o algoritmo spanning tree classifique as interfaces de cada um dos comutadores em raiz, designada, ou bloqueada, e indique as BPDUs enviadas por cada comutador em cada uma das suas interfaces quando em regime estacionário.

Em primeiro lugar, é relevante realçar que o comutador raiz será, claro, V, pois é o comutador com menor identificador (5). Igualmente relevante é recordar que o formato das BPDUs é o seguinte:

(Root Bridge ID, Root Path Cost, Bridge ID de quem enviou, Port ID de quem enviou)

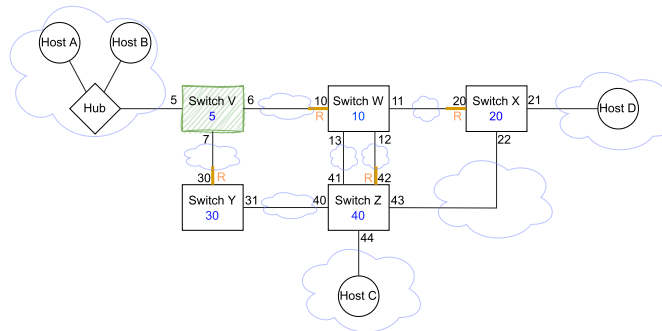
De seguida, vamos procurar calcular as *root ports* em cada comutador, que representam os portos pelo qual se consegue, com menor custo, chegar à raiz. Tanto as interfaces vizinhas do comutador como as em que não há empate são triviais, estando representadas na figura abaixo:



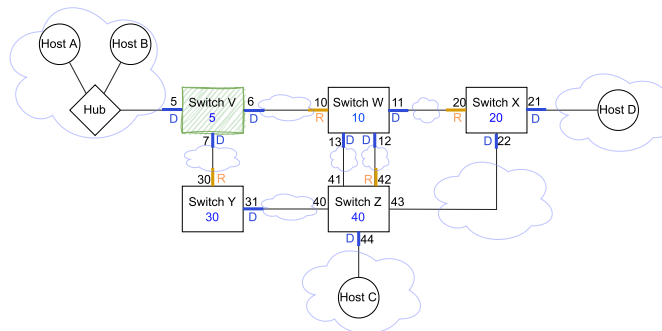
Note-se, contudo, que há cenários em que há empate no custo. Nestes casos, escolhe-se a interface com menores valores nos dois outros identificadores da BPDU (sendo estes os que têm maior prioridade). Quanto ao que à imagem acima diz respeito, só nos resta determinar a root port em Z: para tal, examinam-se as BPDUs como supra-indicado:

$$X \rightarrow Z : (5, 2, 20, 22), \quad Y \rightarrow Z : (5, 1, 30, 31), \quad W \rightarrow Z : (5, 1, 10, 12), \quad W \rightarrow Z : (5, 1, 10, 13)$$

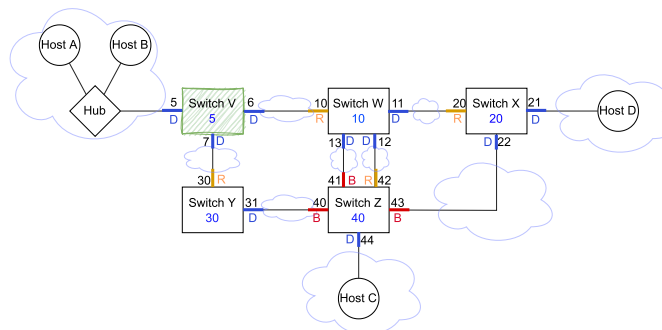
$X$  é descartado por ter um custo maior,  $Y$  por ter um identificador de bridge maior, e por fim escolhemos o porto 12 de  $W$  por ter um identificador de porto menor. Assim sendo, temos atualmente as *root ports* representadas na figura abaixo:



De seguida, vamos descobrir as *designated ports*: para segmento de rede (as *nuvens* na figura), qual é o caminho mais barato para a raiz? A análise é feita de forma em tudo análoga à anterior, analisando as BPDUs, e ficamos com as seguintes *designated ports* (note-se que todos os portos do comutador raiz são, por definição, *designated ports*, a não ser que não estejam ligados a nenhum segmento de rede):



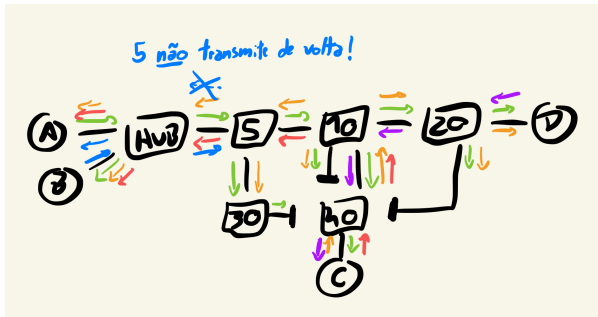
Todos os restantes portos ficam bloqueados, pelo que ficamos com a rede completamente classificada:





- (b) Para a sequência de envio de tramas:  $(A \rightarrow B, C \rightarrow D, C \rightarrow A, B \rightarrow A, D \rightarrow C)$ , indique as interfaces sobre as quais são transmitidas cópias das tramas respectivas e qual o estado das tabelas de expedição de cada comutador no final das várias transmissões.

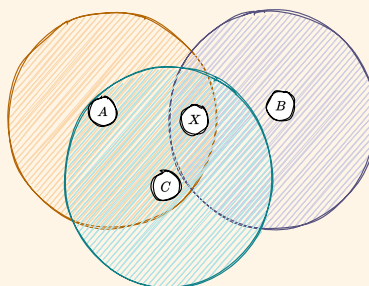
Inicialmente, as tabelas em todos os computadores estão vazias. Vamos procurar preenchê-las, com o enviar de cada trama, com pares (host de origem, interface pela qual recebeu). A tabela abaixo, a par do desenho, mostra precisamente o *flooding* da rede aquando do envio de cada trama - note-se a particularidade do hub, que ao contrário dos outros computadores, faz *broadcast* para todos os vizinhos, inclusive quem lhe enviou a trama.



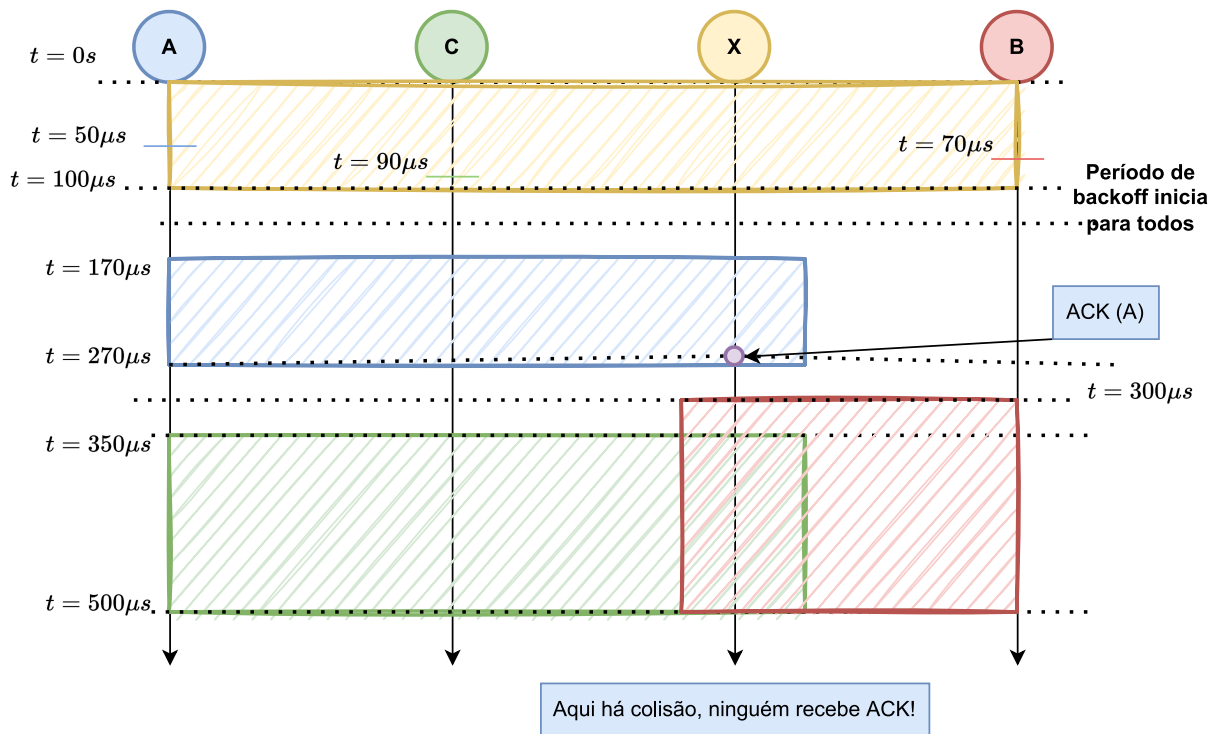
	V(5)	W(10)	X(20)	Y(30)	Z(40)
$A \rightarrow B$	A, 5	A, 10	A, 20	A, 30	A, 42
$C \rightarrow D$	C, 6	C, 12	C, 20	C, 30	C, 44
$C \rightarrow A$	C, 6	C, 12	-	-	C, 44
$B \rightarrow A$	B, 5	-	-	-	-
$D \rightarrow C$	-	D, 11	D, 21	-	D, 42

17. O diagrama da figura mostra uma rede Wi-Fi em que  $X$  é o ponto de acesso e  $A$ ,  $B$  e  $C$  são estações a ele associadas. Os círculos grandes centrados em cada uma das estações representam a sua área de cobertura, isto é, o alcance do seu sinal eletromagnético. A área de cobertura do ponto de acesso  $X$  não está representada, mas subentende-se que cobre as três estações. O protocolo de acesso ao meio é CSMA/CA. Suponha que  $X$  está a transmitir uma trama no instante  $0 \mu s$  que acabará de ser transmitida no instante  $100 \mu s$ . Suponha ainda o seguinte:

Estação	Instante em que tem trama p/ transmitir ( $\mu s$ )	Duração de transmissão da trama ( $\mu s$ )	Tempo de recuo (backoff) ( $\mu s$ )
<i>A</i>	50	100	70
<i>B</i>	70	200	200
<i>C</i>	90	150	150



O seguinte diagrama espaço-tempo será útil para a resolução das alíneas que não contemplam CSMA/CA com RTS-CTS:



Tal como se pode visualizar no diagrama acima, enquanto  $X$  tenta transmitir, todas as estações tentam transmitir (mas não conseguem, porque todas sabem que  $X$  está também a transmitir). Neste sentido, após essa transmissão, todas as estações entram num período de *back-off*, sendo que a primeira a sair dele é a estação  $A$ , que começa a transmitir a sua trama no instante  $170\mu s$ . Ora,  $B$  não consegue "ouvir"  $A$ , pelo que não interrompe o seu período de *back-off* (ao contrário de  $C$ , que interrompe passados  $70\mu s$ , restando  $80\mu s$  para o seu período terminar). Assim, quando  $A$  termina de transmitir, faltam  $30\mu s$  para  $B$  terminar o seu período de *back-off*, e  $80\mu s$  para  $C$  terminar o seu.  $B$  começa a transmitir a sua trama aos  $300\mu s$ , e  $C$  aos  $350\mu s$ , entrando em colisão (já que nenhum dos dois ouve o outro). No fim,  $X$  não faz *acknowledgement* de nenhuma das tramas, pelo que só agora é que as estações se apercebem da colisão.

- (a) Para cada uma das três estações, em que instante de tempo é que ela começa a transmitir a sua trama pela primeira vez? Despreze atrasos de propagação, intervalos-entre-tramas (inter-frame spacings) e tempos de transmissão dos ACK.

Tal como referido na explicação acima:

- $A$ :  $170\mu s$
- $B$ :  $300\mu s$
- $C$ :  $350\mu s$

- (b) Das três tramas transmitidas pelas estações quais é que são bem recebidas na primeira tentativa de transmissão?

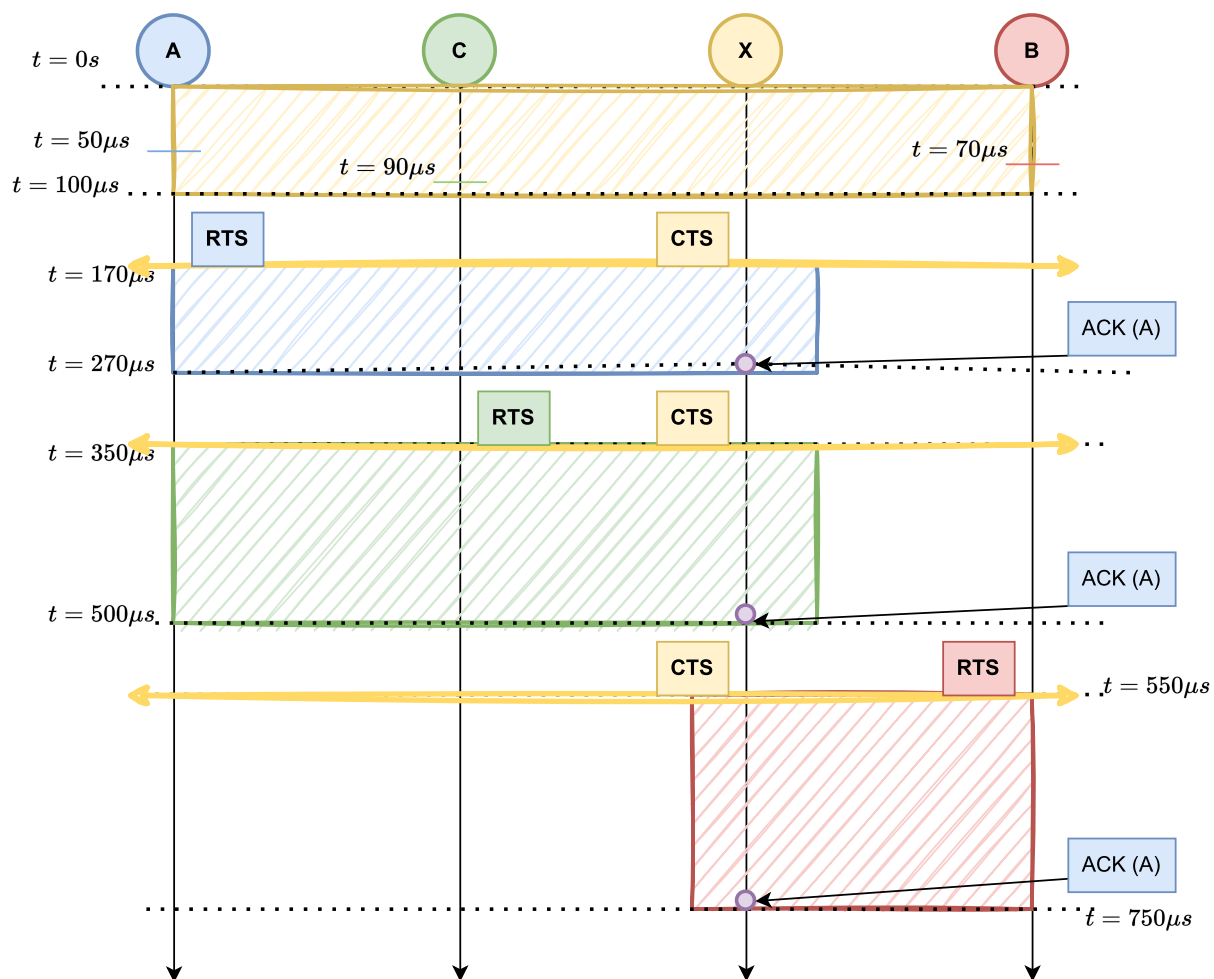
Apenas a trama de  $A$  é bem recebida na primeira tentativa de transmissão, tendo o respetivo ACK sido enviado por  $X$  no instante  $270\mu s$ .

- (c) Para cada uma das tramas que não é bem recebida na primeira tentativa de transmissão, indique qual o instante de tempo em que a estação correspondente se apercebe de que a trama foi perdida. As tramas serão bem recebidas na segunda tentativa de transmissão?

Ambas as estações apercebem-se no mesmo instante,  $500\mu s$ . Nenhuma delas conseguirá transmitir sem colisão na segunda tentativa, já que  $B$  voltará a transmitir enquanto  $C$  transmite.

- (d) Suponha agora que se ativa o protocolo de acesso ao meio RTS-CTS. Neste caso, em que instante de tempo é que cada estação começa a transmitir a sua trama pela primeira vez? As tramas são todas recebidas com sucesso?

O diagrama espaço-tempo para esta interação é o seguinte:



Note-se que ao utilizar este protocolo de acesso ao meio, não há obrigatoriedade das várias estações se ouvirem, já que todas esperam pela concessão de acesso por parte de  $X$ . Temos, claro, que agora todas tramas são recebidas com sucesso, nos instantes indicados na figura.