

Project: Unequal Error Protection

Workgroup

Costa Roberto – Zanol Riccardo

Sommario

La tesina si prefigge di implementare un protocollo per trasmettere flussi video attraverso una rete non completamente affidabile, utilizzando un codice di correzione degli errori a fontana, il quale regola la ridondanza aggiunta ai dati in base alla loro importanza e in base alle necessità di ritrasmissione dei ricevitori. Verrà analizzata la correttezza della trasmissione (in termini di Bit Error Rate e di PSNR) al variare della Bit Error Rate del canale. Verranno inoltre analizzate la complessità computazionale di codifica e decodifica e il tempo ad esse associato, al variare della ridondanza aggiunta.

Il progetto è stato realizzato in C++; Python è stato usato per riportare graficamente i risultati ottenuti.

1 Introduzione

Spesso, al giorno d'oggi, la qualità delle connessioni tra i dispositivi di una rete è variabile, anche, ad esempio, a causa di meccanismi di condivisione di risorse adattativi, finalizzati al rispetto di vincoli variabili di throughput per un numero variabile di utenti. Variabile è anche l'insieme di dispositivi connessi alla rete e il link budget di ogni dispositivo. Quando è necessario trasmettere un flusso video a un insieme di utenti, la qualità del video, in questo tipo di rete, dev'essere necessariamente variabile in base alla banda disponibile ad ogni utente. Un protocollo che si presta al multicast video attraverso connessioni eterogenee è l'estensione Scalable Video Coding (SVC) del protocollo H.264/MPEG-4 AVC. Tale protocollo, infatti, permette di codificare il video una sola volta per tutti gli utenti, separando il file originale in un numero arbitrario di stream, la cui composizione garantisce alta fedeltà di ricostruzione del flusso video originale, ma non è indispensabile avere tutti le componenti per ricostruire il video a qualità arbitraria.

Più nel dettaglio, il flusso video codificato è organizzato in unità NAL (Network Abstraction Layer) che possono essere di 2 tipi: VCL NAL Packets (Video Coding Layer) e non-VCL NAL packets. I pacchetti non-VCL possono contenere il set di parametri da usare per decodificare (informazioni necessarie per la decodifica, quindi ad alta priorità), oppure delle informazioni supplementari per migliorare la decodifica (SEI, Supplemental Enhancement Information). Il bitstream NAL è composto da una serie di sequenze video più corte (GOP, Group Of Pictures) decodificabili indipendentemente dal resto del flusso: ogni GOP comincia con tutte le informazioni necessarie alla decodifica, in modo che essa possa avvenire anche senza aver decodificato nessun segmento precedente.

Per trasmettere un flusso di dati attraverso un canale variabile e non completamente affidabile, garantendo la qualità del servizio, è utile aggiungere ridondanza all'informazione inviata. Il rapporto tra il messaggio con ridondanza aggiunta e il messaggio originale è chiamato rate del codice di correzione degli errori. I codici a fontana presentano due caratteristiche notevoli, rispetto ad altri codici di correzione degli errori:

- Bassa complessità computazionale per la codifica e per la decodifica
- Assenza di un code rate fisso.

I codici a fontana possono proteggere allo stesso modo tutti i dati da trasmettere, caso in cui la ridondanza aggiunta dipende solo dalle condizioni del canale (EEP, equal error protection), oppure possono proteggere maggiormente i dati più sensibili (UEP, unequal error protection), caso in cui la ridondanza aggiunta dipende anche dall'importanza del dato.

Un tipo di applicazione che si presta particolarmente all'utilizzo di UEP è lo streaming di un video codificato attraverso SVC, infatti tale protocollo rende possibile la decodifica di un flusso video da flussi parziali, chiamati *layer*, con risoluzione spaziale o temporale minore, o con fedeltà ridotta. I layer sono ordinati dal più importante (layer 0, a bassa qualità) al meno importante (layer n , che permette di raggiungere alta qualità).

La presenza di informazioni più rilevanti di altre (come i parametri per la decodifica, il primo pacchetto di ogni GOP o i layer inferiori) giustifica l'uso di UEP: i flussi con priorità minore aggiungono qualità al video decodificato, ma non sono indispensabili per la decodifica, quindi possono essere protetti con meno ridondanza.

Il vantaggio di aggiungere una quantità variabile di ridondanza, oltre che nel proteggere meglio i dati più sensibili, risiede anche nella possibilità di sfruttare un canale che ha un comportamento variabile nel tempo e ignoto a priori: la quantità di ridondanza aggiunta può crescere al peggiorare delle condizioni del canale, a differenza di un codice a rate fisso che comporta uno spreco di banda se il canale è in buone condizioni, o insufficiente protezione se il canale non è in buone condizioni.

Il canale considerato nelle simulazioni presenta errori i.i.d. con probabilità $e \in [10^{-8}, 10^{-1}]$.

2 Approccio tecnico

2.1 Obbiettivi

La finalità del progetto è testare l'algoritmo di trasmissione su un canale non privo di errori per dimostrare che.

2.2 Diagramma

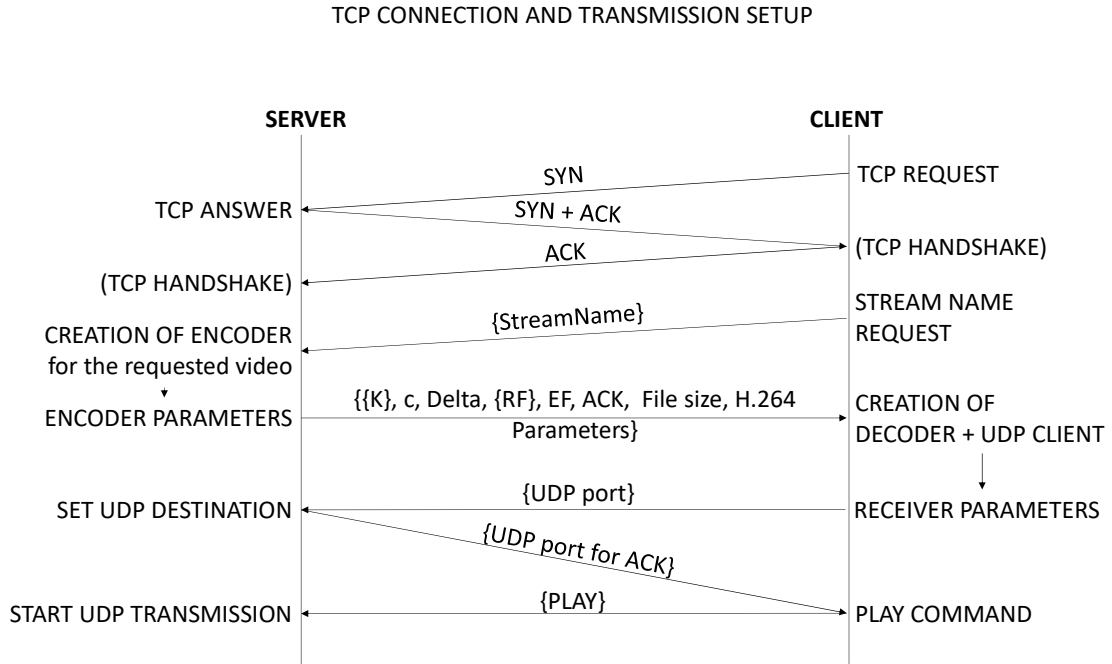


Figura 1: TCP connection and transmission setup

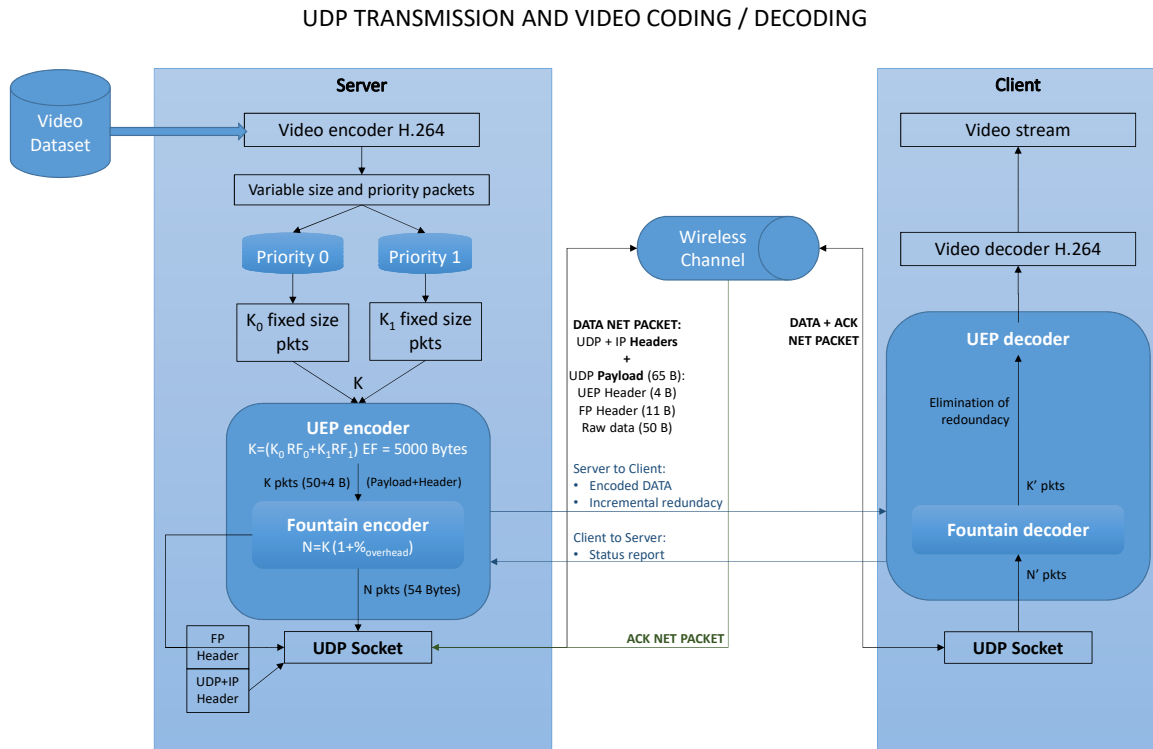


Figura 2: Video stream encoding / decoding and transmission

2.3 Modelli matematici

2.3.1 Canale

Il canale è rappresentato da una catena di Markov a 2 stati: buono (G) e cattivo (B).

Lo stato del sistema all'indice temporale n (slot n) è indicato con $X(n)$, o X_n .

Sono stati effettuati test con due tipi di canale:

- Canale Markoviano, caratterizzato dalla seguente matrice di probabilità di transizione:

$$P = \begin{pmatrix} P[X(n) = G, X(n+1) = G] & P[X(n) = G, X(n+1) = B] \\ P[X(n) = B, X(n+1) = G] & P[X(n) = B, X(n+1) = B] \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} P_{GG} & P_{GB} \\ P_{BG} & P_{BB} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1-p & p \\ q & 1-q \end{pmatrix}$$

Le probabilità stazionarie sono definite come

$$\boldsymbol{\pi} = \begin{pmatrix} \pi_G \\ \pi_B \end{pmatrix} = \lim_{n \rightarrow \infty} \begin{pmatrix} P[X(n) = G] \\ P[X(n) = B] \end{pmatrix}$$

e possono essere ricavate dall'equazione

$$P^T \cdot \boldsymbol{\pi} = \boldsymbol{\pi} \Leftrightarrow \begin{pmatrix} \pi_G \\ \pi_B \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \frac{q}{p+q} \\ \frac{p}{p+q} \end{pmatrix}$$

La probabilità stazionaria che il canale sia nello stato B è la probabilità d'errore media:

$$E[P_e] = \pi_B$$

Può essere definita la variabile aleatoria $\#_B$ che indica il numero di slot in cui il sistema resta nello stato B, la cui distribuzione di probabilità può essere scritta come:

$$P[\#_B = k] = (P_{BB})^{k-1} P_{BG} = (1-q)^{k-1} q$$

Il valore atteso di $\#_B$ è l'inverso della probabilità di transizione da B a G:

$$E[\#_B] = \sum_{k=0}^{+\infty} k \cdot (1-q)^{k-1} q = q \cdot \frac{1}{(1-(1-q))^2} = \frac{1}{q}$$

I parametri impostati per il canale simulato sono stati il numero medio di slot B consecutivi, $E[\#_B]$, e la probabilità d'errore media π_B . In seguito sono state ricavate le seguenti quantità:

$$\begin{cases} q = \frac{1}{E[\#_B]} \\ \pi_G = 1 - \pi_B \\ p = q \frac{\pi_B}{\pi_G} \end{cases} \quad (1)$$

Il numero medio di iterazioni necessarie a sbagliare N pacchetti è, in media,

$$E[\theta_{0N}] = \frac{\pi_G}{p} + \frac{N-1}{\pi_B}$$

- Canale senza memoria, con packet error rate fisso P_e

Di seguito la rappresentazione Markoviana.

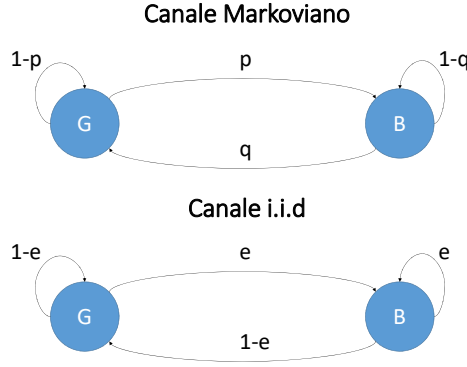


Figura 3: Rappresentazione Markoviana dei due tipi di canale analizzati

2.3.2 Codici a fontana

I codici a fontana sono una classe di codici di correzione degli errori che aggiunge a un messaggio $x \in \mathcal{A}^K$, di lunghezza K , una quantità di ridondanza potenzialmente infinita, aumentando la lunghezza del messaggio codificato $y \in \mathcal{A}^N$, in modo tale che sia possibile recuperare il messaggio originale da un sottoinsieme di cardinalità leggermente maggiore di K (e minore di N) del messaggio codificato.

Fissando la lunghezza del messaggio codificato, N , per ogni messaggio originale di lunghezza $K < N$, è possibile schematizzare la codifica di canale lineare attraverso la seguente equazione

$$y = \begin{pmatrix} y_1 \\ y_2 \\ y_3 \\ \vdots \\ y_N \end{pmatrix} = \underbrace{\begin{pmatrix} g_{11} & g_{12} & \cdots & g_{1K} \\ g_{21} & g_{22} & \cdots & g_{2K} \\ g_{31} & g_{32} & \cdots & g_{3K} \\ \vdots & \ddots & \ddots & \vdots \\ g_{N1} & g_{N2} & \cdots & g_{NK} \end{pmatrix}}_{=G} \begin{pmatrix} x_1 \\ x_2 \\ \vdots \\ x_K \end{pmatrix} = G \cdot x \quad (2)$$

dove G è la matrice di codifica, $g_{ij} \in \{0, 1\}$, $x_i \in \mathcal{X}$, $y_i \in \mathcal{Y}$.

La i -esima riga della matrice G è casuale e il suo grado (la distanza di hamming dall'origine) segue una distribuzione di probabilità nota: la Robust Soliton Distribution.

La codifica dell' i -esimo pacchetto avviene attraverso l'operazione di *OR esclusivo* tra i pacchetti di informazione indicati dalla i -esima riga di G .

Se G è invertibile, è possibile recuperare il vettore x da y attraverso la risoluzione di un sistema lineare.

I codici a fontana non prevedono la risoluzione di un sistema lineare per la decodifica, bensì un algoritmo di *message passing*: con riferimento alla figura (4)

- SE esiste un simbolo codificato e_n con un solo arco entrante (come e_4)
 - Decodifica il simbolo di informazione corrispondente $i_k = e_n$ (i_5 in questo caso)
 - Rimpiazza tutti i simboli codificati $e_{n'}$ aventi un arco entrante da i_k con $e_{n'}^{\text{new}} = e_{n'} \text{ XOR } i_k$
 - Rimuovi gli archi da i_k
 - SE ci sono altri simboli di informazione da decodificare
 - * Torna all'inizio
 - ALTRIMENTI
 - * Decodifica riuscita
- ALTRIMENTI Decodifica fallita

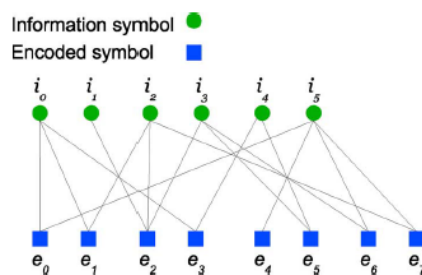


Figura 4: Schema: message passing

2.3.3 UEP

La protezione non uniforme di un messaggio prevede la divisione dello stesso in p parti di diversa importanza.

Ogni parte viene ripetuta un numero RF_i di volte, con $i \in \{1, \dots, p\}$, in base alla sua importanza.

Il risultato della giustapposizione delle parti ripetute viene a sua volta ripetuto un numero EF di volte.

Il messaggio che si ottiene da tali giustapposizioni è mappato nelle parti originali del messaggio originale e viene inviato al codificatore a fontana. Di seguito uno schema rappresentativo con $p = 2$, $RF_1 = 2$, $RF_2 = 1$, $EF = 2$.

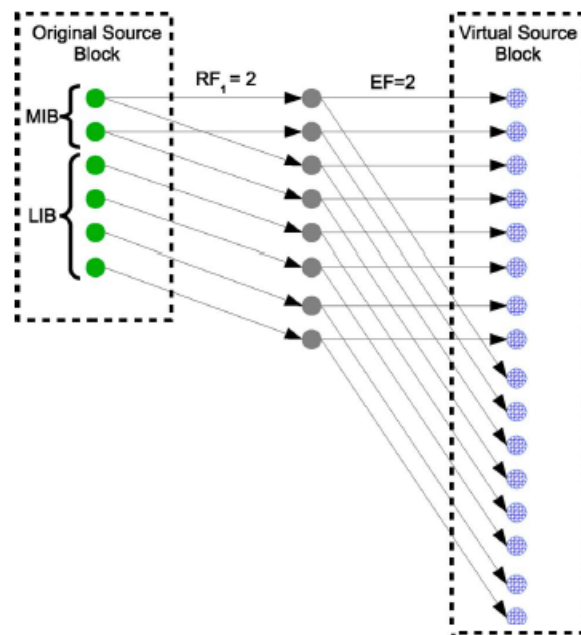


Figura 5: Schema della protezione non uniforme

3 Risultati

L'algoritmo per la protezione non uniforme esposto nel paragrafo 2.3.3 è stato testato nei due casi di canale senza memoria e di canale Markoviano per determinare la packet error rate ottenibile in queste due condizioni.

Sono stati inoltre misurati i tempi necessari alla codifica e decodifica dei pacchetti in funzione dell'overhead desiderato.

Infine è stato misurato il PSNR ...

3.1 Scelta della dimensione dei pacchetti

Il paper [1] considera simboli di 1 byte durante la codifica, ma questa scelta non è praticabile nel caso di questa tesina. Il motivo è dato dall'overhead introdotto aggiungendo degli header a ogni pacchetto, infatti una dimensione di pacchetto $L = 1$ comporterebbe un overhead del 1500 % dovuto solo agli header.

Questo overhead decresce all'aumentare della dimensione dei pacchetti L , tuttavia bisogna considerare l'overhead introdotto dalla segmentazione del video H264. Il video H264 è composto da pacchetti (detti NALU) di dimensioni variabili che devono essere aggregati o segmentati in pacchetti di dimensione fissa L . Il fatto di considerare due diverse classi di priorità per le NALU richiede di inserire un certo numero di byte di padding, ogni volta che termina una sequenza consecutiva di NALU con la stessa priorità, per ottenere un numero intero di pacchetti di lunghezza L .

Tenendo conto di entrambi questi contributi all'overhead si ottiene il grafico mostrato in figura 6 ed è possibile individuare il valore $L = 388$ che minimizza l'overhead dovuto al padding e agli header.

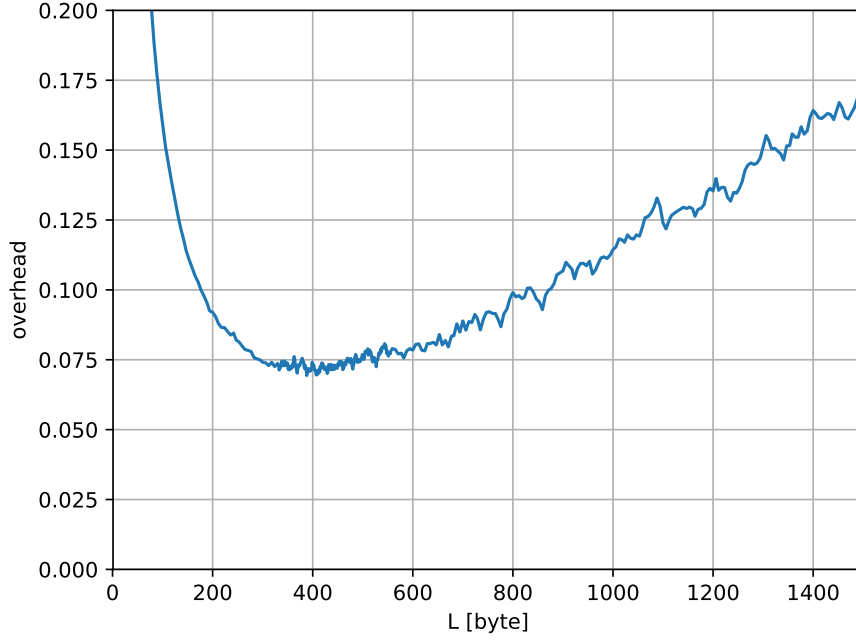


Figura 6: Overhead introdotto dalla segmentazione al variare della dimensione L dei pacchetti.

3.2 Packet error rate su un canale senza memoria

In questo caso è stata misurata la packet error rate a livello di applicazione ottenuta variando l'overhead e considerando diversi valori per la packet error rate del canale. Facendo riferimento alla figura 2, la PER di livello applicazione è misurata come la frazione di pacchetti forniti all'UEP encoder che raggiungono l'uscita dell'UEP decoder. L'overhead è definito, in modo analogo a [1], come $t = \frac{N-K}{K}$, cioè come l'aumento relativo del numero di pacchetti trasmessi dovuto alla codifica. Per permettere l'esecuzione di un gran numero di test, il server e il client sono stati eseguiti sullo stesso computer, simulando un canale senza memoria che scarta i pacchetti con una data probabilità e .

Sono stati usati gli stessi valori per i parametri specificati da [1] per permettere un confronto con i risultati ottenuti in questa tesina e di verificare la correttezza dell'implementazione. I pacchetti in ingresso sono aggregati in blocchi di $K_0 = 100$ pacchetti importanti e $K_1 = 900$ pacchetti non importanti; il blocco virtuale è stato costruito ripetendo $RF_0 = 3$ volte il primo sotto-blocco, $RF_1 = 1$ il secondo ed espandendo la sequenza di pacchetti così ottenuta di un fattore $EF = 4$. La lunghezza del blocco virtuale è quindi pari a $EF \cdot (RF_0 \cdot K_0 + RF_1 \cdot K_1) = 4800$ pacchetti. L'overhead è stato fatto variare nell'intervallo $[0, 0.75]$, a cui corrisponde un numero di pacchetti

inviati $N \in [1000, 1750]$ per ogni blocco di $K = K_0 + K_1$ pacchetti. La probabilità di errore del canale è stata impostata ai valori $\{0, 10^{-2}, 10^{-1}, 3 \cdot 10^{-1}\}$.

Il sistema è stato testato trasmettendo lo stesso video usato in [1], codificato dall'encoder di riferimento per lo standard SVC con parametri simili a quelli usati in [1]. Per ottenere una quantità maggiore di pacchetti da trasmettere, il bitstream H264 del video codificato è stato ripetuto fino ad ottenere uno stream di 16020 frame.

I risultati ottenuti sono mostrati in figura 7.

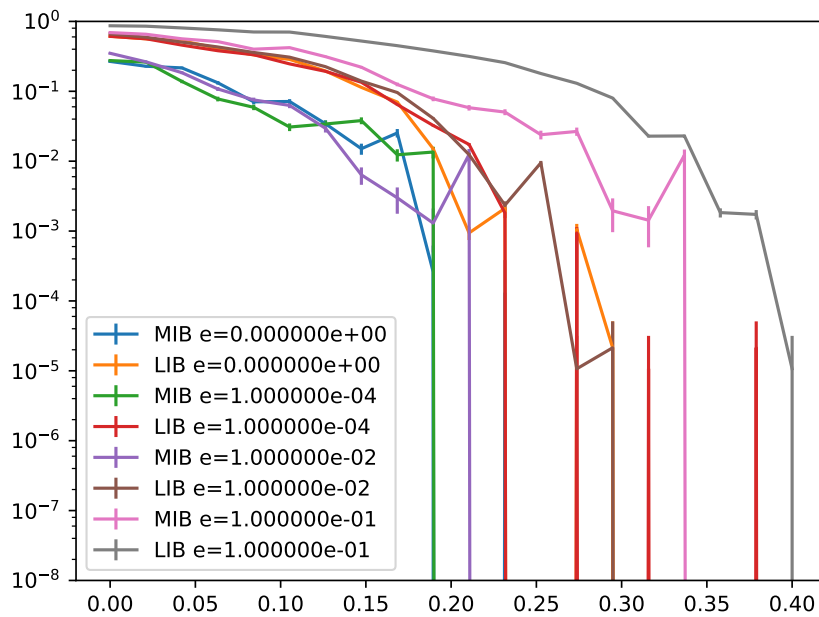


Figura 7: Packet error rate misurata su un canale iid al variare dell'overhead

Come è possibile osservare, le curve corrispondenti al canale senza errori ($e = 0$) sono coerenti con [1]. Negli altri tre casi, invece, la PER segue lo stesso andamento del caso senza errori ed è semplicemente traslata verso destra di una lunghezza pari alla PER del canale. Si può infatti notare come nel caso $e = 10^{-2}$ l'algoritmo testato abbia delle prestazioni molto vicine a quelle ottenibili su un canale senza errori, mentre nei casi con PER $e = 10^{-1}$ ed $e = 3 \cdot 10^{-1}$ le curve siano traslate, rispettivamente, di 0.1 e 0.3 rispetto al caso senza errori.

3.3 Packet error rate su un canale Markoviano

Nel caso del canale Markoviano, descritto nel paragrafo 2.3.1, sono state eseguite misure della packet error rate variando la lunghezza media $E[\#_B]$ di una sequenza di slot cattivi consecutivi e considerando diversi valori per la dimensione del blocco K . La frazione di pacchetti importanti presente in ogni blocco è stata mantenuta al 10 %, come per il caso iid, e anche per gli altri parametri (RF_0 , RF_1 , EF e L) sono stati usati gli stessi valori dei test precedenti. Il numero di pacchetti trasmessi N è stato fissato per avere un overhead del 30 %, mentre la probabilità stazionaria di errore del canale è stata fissata a $\pi_B = 10^{-1}$. Da questa e da $E[\#_B]$ sono state ricavate le probabilità di transizione secondo (1).

Testando le dimensioni di blocco $K \in \{500, 1000, 5000\}$ e variando $E[\#_B] \in [1, 1500]$ sono stati ottenuti i risultati mostrati in figura 8.

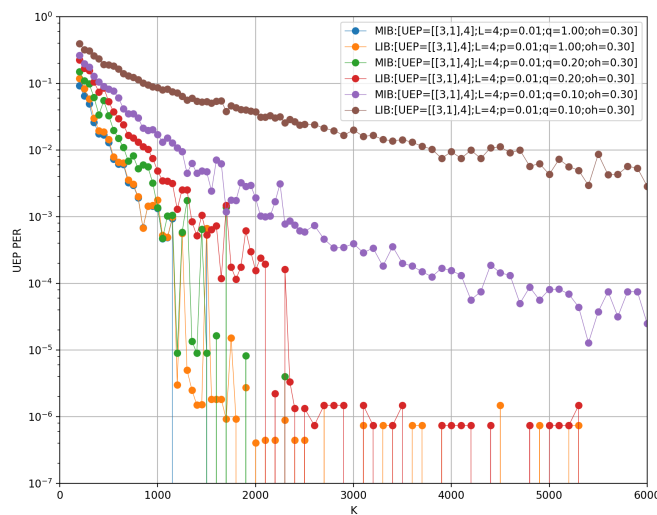


Figura 8: Packet error rate a livello applicazione ottenuta al variare del numero medio di slot cattivi consecutivi.

Osservando la coppia di curve relative al caso $K = 1000$ è possibile notare che, in corrispondenza al caso iid ($E[\#_B] = \frac{1}{1-\pi_B} \approx 1.1$) le PER a livello applicazione coincidono col grafico del test precedente (figura 7). Man mano che la correlazione aumenta si può osservare che le due PER tendono ad avvicinarsi, pur rimanendo entrambe intorno al valore di π_B . È possibile cercare la spiegazione di questo effetto nel fatto che, più $E[\#_B]$ aumenta, più è probabile perdere interi blocchi di K pacchetti. In questo caso la protezione non uniforme diventa inutile perchè non è

possibile estrarre comunque i pacchetti a priorità più alta dai blocchi parzialmente decodificati ed entrambe le classi di priorità subiscono la stessa probabilità di errore.

4 Conclusioni

5 Bibliografia

- [1] Shakeel Ahmad, Raouf Hamzaoui e Marwan M Al-Akaidi. “Unequal error protection using fountain codes with applications to video communication”. In: *IEEE Transactions on Multimedia* 13.1 (2011), pp. 92–101.