

ネット7-7

大阪大学 情報科学研究科

博士前期課程 入学試験 解答

平成18年度(2007) ~ 平成25年度(2013)

⑩ 情報理論, ⑪ ネット7-7

または

⑪, ⑤ ネット7-7.

作成: #上研究室 k-yuki

(2013, 4, 3)

※まちがっていたらごめんなさい

平成25年度 (2013) 5 ネットワーク(1)

$$(1) (1-1) C_0(010) = \phi$$

$$C_1(101) = \{111\}$$

(1-2) 復号失敗

(1-3) シフトローム

(1-4) ある符号語 \bar{u} と、 $\Delta(\bar{u}, \bar{v}) \leq \epsilon$ となる語 \bar{v} を考える。ここで、 $\Delta(\bar{u}, \bar{w}) = d$ となる符号語 \bar{w} を考える。

$$\Delta(\bar{w}, \bar{v}) \leq \epsilon \text{ とする。}$$

三角不等式より、

$$d < \epsilon + \epsilon$$

$$\therefore d < 2\epsilon \text{ となり、}$$

$$2\epsilon + 1 \leq d \text{ と矛盾する。}$$

よって、 $C_k(v)$ の要素数は ϵ 以下

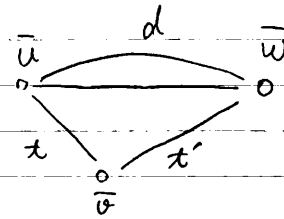
$$(1-5) \rightarrow G = (111) \text{ より、 } G = [I_k \ A^T] \text{ とすると、}$$

$$I_k = (1) \quad A^T = (11)$$

増行列

$$\text{ここで、 } H = [A \ I_m] \text{ より}$$

$$H = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$



(2) (2-1) 応答確認や送受信をしない分、パケットが小さいのでデータ転送効率が高い。

・コネクションをしないため、送受信が速い。

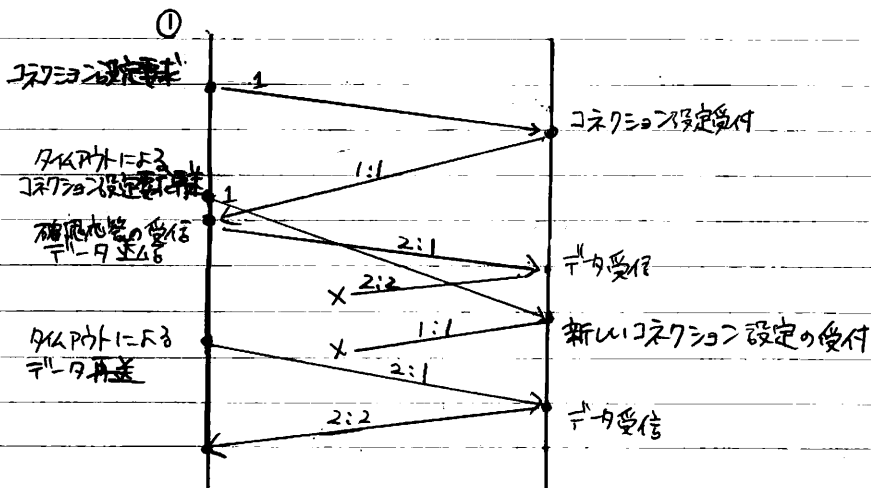
(2-2) 送信側ポート番号

受信側ポート番号

シーケンス番号

確認応答番号

(2-3) 別のコネクションであることを見分ける手段がない。



①において、同一のシーケンス番号を用いると別のコネクションからのデータであることを見分ける方法がない。
シーケンス番号の初期値をランダムにすることで、高確率でコネクションが異なることを判別できるようになる。

要求側は1回、受付側は2回
コネクションを行ったことになっている

・同時に2つ以上のコネクションを設定したとき、それぞれのコネクションを見分ける方法がない。シーケンス番号の初期値をランダムに選択することで高確率で判別できるようになる。

平成25年度(2013) 5 ネット7-7(2)

(2-4) ヘッダ20バイト, 最大セグメントサイズ1000バイトより,

1セグメントで送信できるデータ量は $1000 - 20 = 980$ バイト

送信したいデータが100100バイトなので,

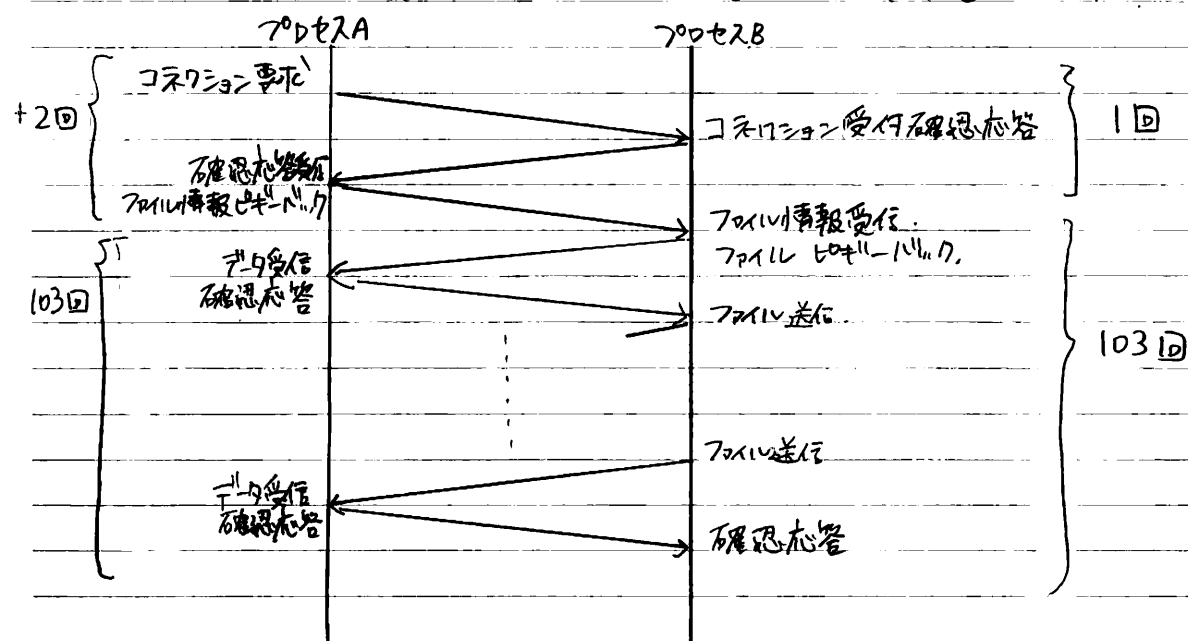
$$\frac{100100}{980} = 102.14$$

より, 100100バイトのデータ送信には103セグメント必要

また, 100バイトのデータ送信には, 1セグメント必要。

- ・コネクション設定と取得するファイル情報の送信に、
プロセスAで2セグメント、プロセスBで1セグメント送信する。
- ・プロセスAからファイル情報を取得してプロセスBがファイルを送信するのに
確認応答とデータ送信のためにそれぞれ103セグメント送信する。

よって、プロセスAで 105セグメント
プロセスBで 104セグメント



平成 24 年度 (2012) [5] ネットワーク

(1)

(1-1) (a) $H(X) - H(X|Y)$ または $H(Y) - H(Y|X)$

$$(1-2) (i) H_2(\delta) = -\delta \log_2 \delta - (1-\delta) \log_2 (1-\delta) \\ = F(\delta)$$

(1-3) (i) a が受信される確率 $a \rightarrow a, u \rightarrow a : \delta(1-\varepsilon) + (1-\delta)\varepsilon$ u が受信される確率 $u \rightarrow u, a \rightarrow u : (1-\delta)(1-\varepsilon) + \varepsilon\delta$

$$H_2(Y) = -(\delta(1-\varepsilon) + (1-\delta)\varepsilon) \log_2 (\delta(1-\varepsilon) + (1-\delta)\varepsilon) \\ - ((1-\delta)(1-\varepsilon) + \varepsilon\delta) \log_2 ((1-\delta)(1-\varepsilon) + \varepsilon\delta) \\ = -(\delta + \varepsilon - 2\delta\varepsilon) \log_2 (\delta + \varepsilon - 2\delta\varepsilon) \\ - (1 - (\delta + \varepsilon - 2\delta\varepsilon)) \log_2 (1 - (\delta + \varepsilon - 2\delta\varepsilon)) \\ = F(\delta + \varepsilon - 2\delta\varepsilon)$$

(1-4) 通信路容量 $I(X;Y) = H(X) - H(X|Y)$. $H(X|Y) = F(\varepsilon)$ より, δ に関係するのは $H(X)$ のみ. δ について $H(X)$ の最大値を求めよ.

$$\delta = \frac{1}{2}$$

(2)

(2-1) (a) 5 (b) 11 (c) 9 (d) 3 (e) 12

(2-2) (2-2-1) ヘッダ"長フィールド" 32bit 単位より, 32bit = " ε " に 1 増える.

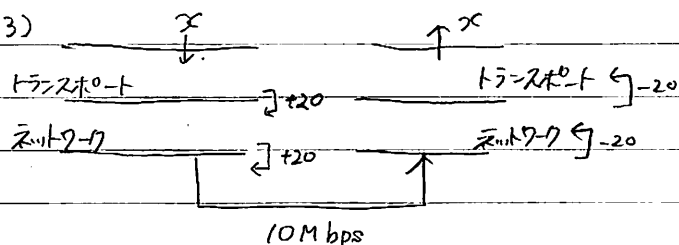
$$20B = 32\text{bit} \times 5 \quad \text{より, ヘッダ"長フィールド"の値は 5} \quad \underline{0101}$$

(2-2-2) T -フィールド長 = フィールド部の長さ + ヘッダ部の長さ

$$T\text{-フィールド長 (16bit より)} \quad T\text{-フィールド最大長 } 2^{16} - 1 B \quad \text{ヘッダ部 20B より}$$

$$2^{16} - 1 - 20 B$$

(2-3)



フィールド"長"最大長 1500B.

Transport 層の上位層が送信したデータ量 x_B の最大値は,

Transport 層のヘッダ, ネットワーク層のヘッダをそれぞれ 20B より,

$$1500 - 20 - 20 = 1460 B.$$

ネットワーク層でヘッダ部データ部あわせでフィールドを送るのにかかる時間は, $\frac{1500 \times 8}{10 \times 10^6}$ [s]Transport 層から見ると, 送信したデータ部 1460B を送信するのに $\frac{1500 \times 8}{10 \times 10^6}$ [s] しかかっている。よって, Transport 層が上位層に提供できる通信速度は 1460×8

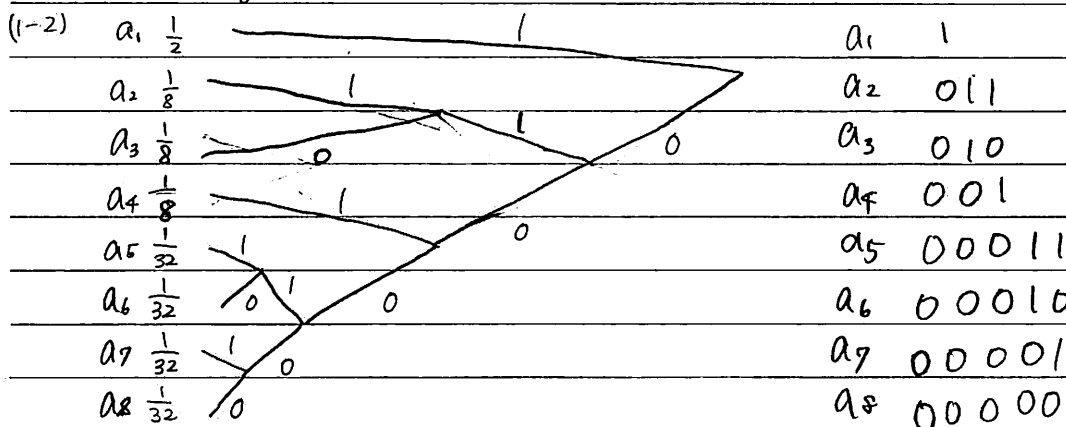
$$\left(\frac{1500 \times 8}{10 \times 10^6} \right) \quad [bps]$$

平成23年度(2011) [10] 情報理論(1)

()

(1)

$$(1-1) H_2(S) = -\frac{1}{2} \log_2 \frac{1}{2} - \frac{1}{8} \log_2 \frac{1}{8} - \frac{1}{8} \log_2 \frac{1}{8} - \frac{1}{8} \log_2 \frac{1}{8} - \frac{1}{32} \log_2 \frac{1}{32} - \frac{1}{32} \log_2 \frac{1}{32} - \frac{1}{32} \log_2 \frac{1}{32} - \frac{1}{32} \log_2 \frac{1}{32} \\ = \frac{17}{8}$$

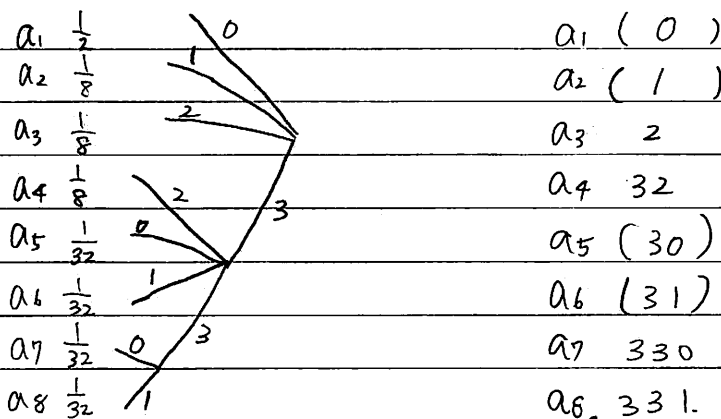


$$(1-3) S=8 \text{ より, } \text{def}(S, 2) = \text{def}(8, 4) = 2.$$

($\because \text{def}(S, 2)$ の定義: $S + d(S, 2) \equiv 1 \pmod{2-1}$ を満たす最小の正整数 d)

だから、最初の区画は: $2 - \text{def}(S, 2) = 4 - 2 = 2$ だから 2つの要素を区画する。

また、 $S' = S - (2-1) + \text{def}(S, 2) = 7$ より $\text{def}(7, 4) = 0$ だから、以降不足数なし。



$$(1-4) L(x) = \sum_{i=1}^n N_i x^i \quad : \quad L(2^{-1}) = \sum_{i=1}^n N_i 2^{-i}$$

$$2^{-1} = 4.$$

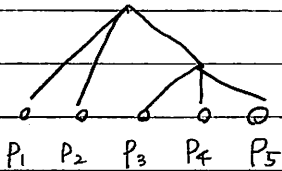
より、生起確率を加えて $\frac{1}{4}, \frac{1}{4}, \frac{1}{4}, \frac{1}{4}, \frac{1}{4}$ となる要素の数を数える。

$$N_1 = 1, N_2 = 6, N_3 = 17, N_4 = 24, N_5 = 16.$$

(2)

(2-1) $S=5, \ell=3$ より $\text{def}(5, 3) = 0$ より ① (ただし $P_1 \geq P_2 \geq P_3 \geq P_4 \geq P_5$)

$P_1 = P_2 = \frac{1}{3}, P_3 = P_4 = P_5 = \frac{1}{9}$ のとき 条件を満たすことを示す。



①

$$H_2(S) = \bar{\ell}_3 \log_2 3 \quad \text{--- ①}$$

$$\text{①の左辺} = -P_1 \log_2 P_1 - P_2 \log_2 P_2 - P_3 \log_2 P_3 - P_4 \log_2 P_4 - P_5 \log_2 P_5 \\ = \frac{4}{3} \log_2 3$$

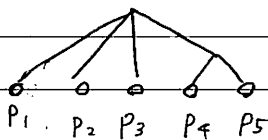
$$\text{②の右辺} = \bar{\ell}_3 \log_2 3 \\ = (P_1 + P_2 + 2P_3 + 2P_4 + 2P_5) \log_2 3 \\ = \frac{4}{3} \log_2 3$$

よって、左辺 = 右辺より 成立。

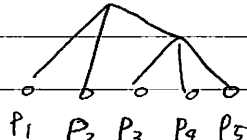
(2-2) $P_1 > P_2 > P_3 > P_4 > P_5$, $P_4 + P_5 = \frac{1}{100}$

$$P_1 + P_2 + P_3 + P_4 + P_5 = 1 \text{ より } P_1 + P_2 + P_3 = 1 - (P_4 + P_5) = \frac{99}{100}$$

また、 $\text{def}(5, 4) = 2$ 、 $\text{def}(5, 3) = 0$ より 番号には以下のようになります。



$\ell=4$.



$\ell=3$

$$\text{よって、} \bar{\ell}_3 = P_1 + P_2 + 2P_3 + 2P_4 + 2P_5$$

$$\bar{\ell}_4 = P_1 + P_2 + P_3 + 2P_4 + 2P_5 \text{ より}$$

$$\bar{\ell}_3 = \bar{\ell}_4 + P_3 \quad \text{--- ①}$$

$$\text{また、} \bar{\ell}_4 = P_1 + P_2 + P_3 + 2(P_4 + P_5) = \frac{101}{100} \quad \text{--- ②}$$

$$\therefore \text{--- ①, } (\log_2 3) \bar{\ell}_3 = (\log_2 4) \bar{\ell}_4 \text{ --- ①, ② を代入すると、}$$

$$(\log_2 3) \left(\frac{101}{100} + P_3 \right) = 2 \frac{101}{100}$$

$$P_3 \text{ について整理すると、} P_3 = \left(\frac{2}{\log_2 3} - 1 \right) \frac{101}{100}$$

平成23年度(2011) 11 ネットワーク

()

(1) (a) 17 (b) 11 (c) 4 (d) 19 (e) 14 (f) 18 (g) 9

(2) -

(2-1) ダイクストラ法 / ダイクストラのアルゴリズム

(2-2)	N	d(B)P(B)	d(C)P(C)	d(D)P(D)	d(E)P(E)	d(F)P(F)
初期	{A}	3A	5A	2A	∞	∞
1	{A, D}	3A	4D	2A	6D	∞
2	{A, B, D}	3A	4D	2A	6D	∞
3	{A, B, C, D}	3A	4D	2A	5C	7C
4	{A, B, C, D, E}	3A	4D	2A	5C	7C
5	{A, B, C, D, E, F}	3A	4D	2A	5C	7C

(2-3) A → B : 最短ルート A → B コスト 3

A → C : 最短ルート A → D → C コスト 4

A → D : 最短ルート A → D コスト 2

A → E : 最短ルート A → D → C → E コスト 5

A → F : 最短ルート A → D → C → F コスト 7

(2-4) リンクステート型ルーティング : プロトコル OSPF (Open Shortest Path First)

制御パケットを隣接ノードに送出し、その返事が返ってくるまでの時間 (ラウンドトリップ時間) の半分の値もコストとしてダイクストラのアルゴリズムにより最短経路を算出する。

制御パケットはフラットなルーティングアルゴリズムで送出される。

(2-5) 静的ルーティングではコストなどのデータを事前に与えるが、動的ルーティングではデータを自動で取得、更新する。

動的ルーティングの利点

- 故障や混雑度に応じて自動的に経路を選択できる。
- 自動的にネットワークの変更を検出してルーティングテーブルが更新される。

動的ルーティングの欠点

- 制御データの送受信を行わなければならない。
- 通信経路が不安定になったとき、予想外の動作をすることがある。

平成22年度(2010) [10] 情報理論

(1)

$$(1-1) \begin{pmatrix} 1-P-S & S & P \\ P & S & 1-P-S \end{pmatrix}$$

受信語 \bar{v} と送信符号語 \bar{u} のハミング距離 d とすると、

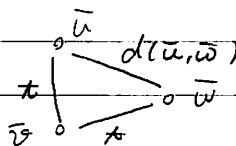
受信語 \bar{v} とハミング距離 d の符号語 \bar{w} ($\bar{w} \neq \bar{u}$) が存在するとすると、

$$d(\bar{v}, \bar{u}) = d \quad , \quad d(\bar{v}, \bar{w}) = d.$$

ここで、三角不等式より

$$d(\bar{u}, \bar{w}) < d(\bar{v}, \bar{u}) + d(\bar{v}, \bar{w})$$

$$= d + d = 2d$$



ここで、 $2d < d$ より、 $d(\bar{u}, \bar{w}) < d$ となる。

このとき、 \bar{u}, \bar{w} は符号語であるので、最小距離が d であることに矛盾する。

以上で示した。

(1-2) 受信言語 \bar{v} に消失があったとき、消失部に適当な語を割り当てて符号語 \bar{u} と \bar{w} が得られるとすると、 \bar{u}, \bar{w} の消失していない部分は一致しているので、

$$d(\bar{u}, \bar{w}) \leq S \text{ となる。}$$

今、 $S < d$ より、 $d(\bar{u}, \bar{w}) < d$ となり、 d が最小距離であることに矛盾する。

従って、適当に語を割り当てて得られる符号語はたかたか1つである。

(2)

$$(2-1) \quad 0 \rightarrow 0 \quad 3(1-P)^2P + (1-P)^3 \quad (3つとも0 \rightarrow 0 \text{ か } 1つだけ0 \rightarrow 1)$$

$$0 \rightarrow 1 \quad 3(1-P)P^2 + P^3 \quad (2つ0 \rightarrow 1 \text{ となるか } 3つとも0 \rightarrow 1 \text{ となる})$$

$1 \rightarrow 1, 1 \rightarrow 0$ も同様より

	0	1
0	$3(1-P)^2P + (1-P)^3$	$3(1-P)P^2 + P^3$
1	$3(1-P)P^2 + P^3$	$3(1-P)^2P + (1-P)^3$

$$(2-2) = (1-P)^3 + 3(1-P)^2P - (1-P) = P(1-P)(1-2P) > 0$$

$$\geq 1 \quad (0 < P < \frac{1}{2} \text{ より})$$

よって、図3の通信路の方が正しく届く確率が高い。

(3)

$$(3-1) \begin{pmatrix} (1-P)^2 & 2(1-P)P & P^2 \\ P^2 & 2(1-P)P & (1-P)^2 \end{pmatrix}$$

(3-2) (P) 小さい (イ) 2 (ウ) 極めて小さい (エ) 2 (オ) 通信路容量 (カ) 相互情報
 (キ) 最大値 (ク) 大きい。

平成22年度(2010) Ⅱ ネットワーク

(1) (a) 4 (b) 14 (c) 13 (d) 16 (e) 7 (f) 9 (g) 17 (h) 12 (i) 2 (j) 20

(2)

(2-1) $168 = 10101000$ より、クラスB なので、上位16ビットがネットワークアドレス $168, 13, 171, 5$ に対しサブネットマスク $255, 255, 0, 0$ を対応させると、 $168, 13, 0, 0$ $168, 13, 171, 5$ に対しサブネットマスク $255, 255, 240, 0$ を対応させると、 $168, 13, 160, 0$

従って、一致するのは B、D であるが、B の方が D より狭い範囲で対応しているから

B

(2-2) 距離

単純にルータ間の距離とすると、ルータが故障していたときに到達できなくなる。

混雑度

混雑しているルータを避けることで、距離が長くなり、伝搬遅延が大きくなる可能性がある。

(2-3) ホップ数を設定する

経由するルータ数の最大値をあらかじめ設定しておき、最大値を越えるときパケットも破棄する。

ルータにデータを蓄積する。

通過したパケットのデータをバッファに登録しておき、同じパケットが到達したら、送信せずその場で破棄する。

(2-4) 距離ベクトル型では全てのルータでコスト表を保持、情報共有する。そのため、ルータ間で保持する情報量、共有するために隣接ルータに定期的に通信するときに流す情報量も多い。リンク切れが発生したとき収束は遅い。

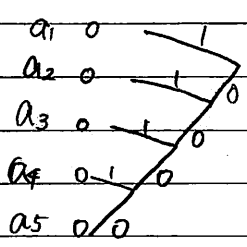
リンクステート型では、パケットを送信したときのみ制御パケットを隣接ルータに送信する。制御パケットは非常に小さく、定期的な情報共有しない。また、リンク切れが発生した時収束は速い。

平成21年度(2009) 10 情報理論

(1) 100100 の入力に対し、 $f(a_3)f_1(a_2)f_1(a_1)$ と、 $f_1(a_4)f_1(a_4)$ の2通りの解釈が可能である。

(2)(1) f_2 では、 $f_2(a_3)$ から $f_2(a_4)$ の語頭とみなしているため、語頭条件より瞬時に復号できず、 f_3 は別の符号の語頭とみなしている符号があるため瞬時に復号可能。
よって f_3 の方が機械化が容易であるため、 f_3 の方が優れている。

(2-2) a_1, a_2, a_3, a_4, a_5 の生起確率を P_1, P_2, P_3, P_4, P_5 とすると、
 f_3 の平均符号語長 \bar{L} は、 $\bar{L} = 2P_1 + 2P_2 + 3P_3 + 4P_4 + 4P_5$ となる。
ここで、復号木を以下のように生成すると、



- $a_1: 1$
- $a_2: 01$
- $a_3: 001$
- $a_4: 0001$
- $a_5: 0000$

$\bar{L}_4 = P_1 + 2P_2 + 3P_3 + 4P_4 + 4P_5 = 1$

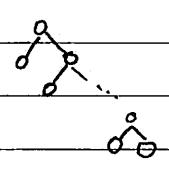
$\bar{L} - \bar{L}_4 = P_1 > 0$ より、 \bar{L}_4 が短いことがわかる。

(3)

(3-1) $S=2$ のとき明らかに $N_{f_2}(1) = 2$



$S > 2$ のとき、 $N_{f_2}(S-1) \neq 0$ となるため、木の形は

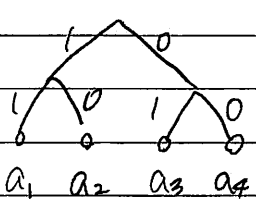


となる。

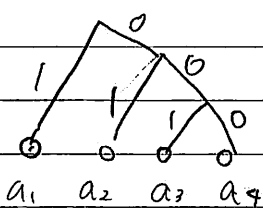
(="a4a5")

よって、 $N_{f_2}(1) = 1$ 。

(3-2) $P_1 = P_2 = \frac{1}{3}$, $P_3 = P_4 = \frac{1}{6}$ のとき



f_6



f_7

$C=3$ のとき

$N_{f_6}(3) = 0$

$N_{f_7}(3) = 1$

平成21年度(2009) 11 ネットワーク (1)

(1) (I) (a) 送信側に n 番目までデータを送信した場合でも、 $(0 < k < n)$ 番目のデータを受信側から要求されることがあるため。

stop-and-wait方式では、現在のフレームの送信が完了するまで他のフレームが送受信されることはない。

(e) 受信側から今まで送信した N 個のデータの再送を要求する可能性があるため、送信側は N 個のデータを保存しておく必要がある。

(II) (a) 受信側があるデータの再送を要求すると、送信側は要求されたデータのみを送信し、送信済の後のデータの再送の要求を受けない限り送信しない。従ってデータ受信順とデータの順番が異なるため、並び替えを行う必要がある。

(c) どのデータが再送されてくるのかも認識する必要がある。

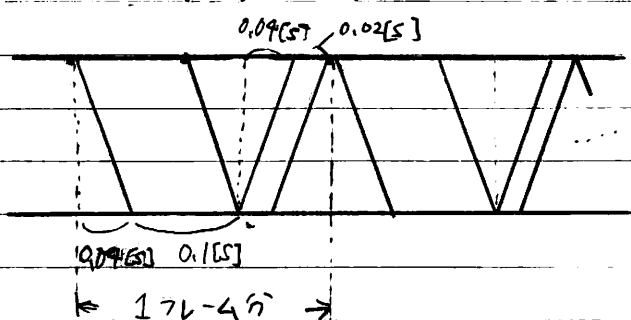
(2) 片方向伝搬遅延 40ms 通信速度 1000 bps

データフレーム 100 bit, 99個 ACK, NACK 20 bit

$$100 \text{ bit のデータフレームを送信するのに } \frac{100 [\text{bit}]}{1000 [\text{bps}]} = 0.1 [\text{s}]$$

$$20 \text{ bit の ACK または NACK を送信するのに } \frac{20 [\text{bit}]}{1000 [\text{bps}]} = 0.02 [\text{s}] \text{ がかかる。}$$

・ stop-and-wait 方式



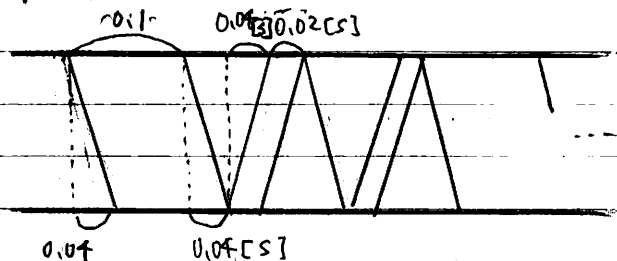
データフレームを送信してから ACK を受信するまでにデータフレーム 1 つにつき、

$$0.04 + 0.1 + 0.04 + 0.02 = 0.2 [\text{s}]$$

よって、平均スループットは、

$$\frac{100 \times 99 [\text{bit}]}{0.2 \times 99 [\text{s}]} = 500 [\text{bps}]$$

・ Go-back-N 方式



$N=3$ で、データフレームの送信に 0.1 [s]

送信したデータフレームの ACK を受信するまでに

$$0.04 + 0.02 + 0.04 = 0.1 [\text{s}] \text{ がかかる。}$$

よって、データフレームの送信に

$$0.04 + 0.04 + 0.02 + 0.1 \times 99 [\text{s}] \text{ がかかる。}$$

平均スループットは、

$$\frac{100 \times 99 [\text{bit}]}{0.1 \times 100 [\text{s}]} = 990 [\text{bps}]$$

平成21年度 (2009) Ⅱ ネットワーク (2)

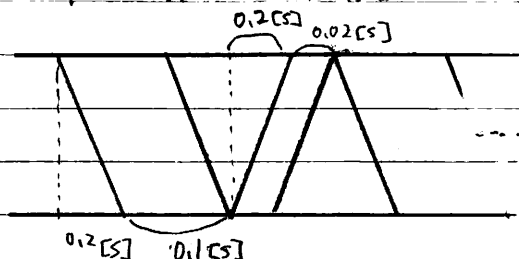
(3) 片方向伝送遅延 200[ms] 通信速度 1000[bps]

データフレーム 100[bit] 99個, ACK, NACK 20[bit]

(2)より, データフレーム 1つにつき 0.1[s]

ACK, NACK 1つにつき 0.02[s] がかかる。

○ Stop-and-wait 方式



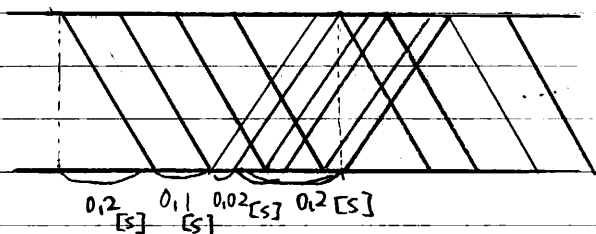
(2)と同様に, データフレーム 1つにつき,

 $0.2 + 0.1 + 0.2 + 0.02 = 0.52[s]$ がかかる。

よって平均スループットは

$$\frac{100 \times 99 \text{ [bit]}}{0.52 \times 99 \text{ [s]}} = 192.3 \dots \approx 192 \text{ [bps]}$$

○ Go-back-N 方式



片方向伝送遅延が大きいので,

 $N=3$ より, データフレーム 3つおきに
待機時間が発生する。

3つのデータフレーム送信に

 $0.2 + 0.1 + 0.02 + 0.2 = 0.52[s]$ がかかる。

よって平均スループットは

$$\frac{99 \times 100 \text{ [bit]}}{3 \times 0.52 + 0.2 \text{ [s]}} = 570.2 \dots \approx 570 \text{ [bps]}$$

(4) 0.1の確率でフレーム誤り

フレームに対する送信回数の期待値 S は

$$S = \sum_{k=1}^{\infty} k \left(\frac{1}{10}\right)^{k-1} \left(\frac{9}{10}\right) = \frac{10}{9} \quad \square$$

より, フレームの誤り回数の期待値は $\frac{1}{9} \square$ 。

$$\begin{aligned} S_n &= \sum_{k=1}^n k \left(\frac{1}{10}\right)^{k-1} = 1 + \frac{2}{10} + \frac{3}{100} + \dots + \frac{n}{10^{n-1}} \\ \frac{1}{10} S_n &= \sum_{k=1}^n k \left(\frac{1}{10}\right)^k = \frac{1}{10} + \frac{2}{100} + \dots + \frac{n-1}{10^{n-1}} + \frac{n}{10^n} \\ \frac{9}{10} S_n &= 1 + \frac{1}{10} + \frac{1}{100} + \dots + \frac{1}{10^{n-1}} - \frac{n}{10^n} \\ &= \frac{1 - \left(\frac{1}{10}\right)^n}{1 - \frac{1}{10}} - \frac{n}{10^n} \\ &= \frac{10}{9} - \frac{10}{9} \left(\frac{1}{10}\right)^n - \frac{n}{10^n} \end{aligned}$$

$$\therefore \text{よって } S = \sum_{k=1}^{\infty} k \left(\frac{1}{10}\right)^{k-1} \left(\frac{9}{10}\right) = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{9}{10} S_n \quad \square$$

$$S = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\frac{10}{9} - \frac{10}{9} \left(\frac{1}{10}\right)^n - \frac{n}{10^n} \right) = \frac{10}{9}$$

平成21年度 (2009年) 11 ネット7-7(3)

(4) (つづ)

o stop-and-wait 方式

(2)より, 1フレームを1回送信するのに 0.2[s] かかる。

誤り1回におけるロス時間も同様に 0.2[s]

よって、平均スループットは

$$\frac{99 \times 100 \text{ [bit]}}{(0.2 \times 99) + (0.2 \times \frac{1}{9} \times 99) \text{ [s]}} = 450 \text{ [bps]}$$

o Go-back-N 方式

(2)より、データフレームは連続で送信される。

連続したデータフレームのどの位置で誤りが発生しても、1回の誤りにおける

ロス時間は $0.1 + 0.04 + 0.04 + 0.02 = 0.2 \text{ [s]}$

よって、平均スループットは

$$\frac{100 \times 99}{(0.04 + 0.02 + 0.04 + 0.1 \times 99) + (0.2 \times \frac{1}{9} \times 99)} = 811.4 \dots \approx 811 \text{ [bps]}$$

(5) 横軸: フレーム誤り率

上から Selected Repeat 方式 (—)

Go-back-N 方式 (---)

Stop-and-wait 方式 (....)

フレーム誤りが発生しない場合、Selected Repeat 方式と Go-back-N 方式は同じ性能であり、Stop-and-wait 方式はそれより性能がよくなる。

フレーム誤りが発生する場合、Go-back-N 方式は Selected-Repeat 方式より性能がよくなる。

(1)

$$(1-1) P(\bar{y}, \bar{u}) = P^2(1-P)^5$$

$$(1-2) \quad P\left(\frac{1}{2}, \frac{1}{2}\right) = P^D(1-p)^{n-p}$$

(2)

(3-1) 受信語 \bar{u} と i は α 距離最小の符号語 \bar{u} と i 、適当な符号語 \bar{w} を与える。
 $\alpha \leq \beta$ 、 $d(\bar{u}, \bar{w}) = \alpha$ 、 $d(\bar{u}, \bar{w}) = \alpha'$ と表す ($\alpha < \alpha'$)
 $\alpha = \beta$ 、 $d(\bar{u}, \bar{w}) = \alpha$ と表す。

$$P(\bar{x}, \bar{w}) = P^d (1-p)^{n-d} \quad - \textcircled{1}$$

$$P(\underline{13}, \underline{13}) = p d' (1-p)^{n-d'} \quad \textcircled{2}$$

①/② 5.1)

$$\frac{P(\bar{u}, \bar{u})}{P(\bar{u}, \bar{u})} = \frac{p_d(1-p)^{n-d}}{p_d(1-p)^{n-d}} = \left(\frac{1-p}{p}\right)^{d'-d}$$

$$z = z'', \quad 0 < p < \frac{1}{2}, \quad \frac{1}{2} < 1-p < 1, \quad d'-d > 0, \quad \frac{d'-d}{(1-p)} > 1$$

従って、 $P(\bar{u}, \bar{u}) > P(\bar{u}, \bar{u}) \in \mathcal{A}$ 、尤度も「最大」な符号語に
「 ε 」距離が最も近いものがある。□

(2-2) (a) $2t+1 \leq d$ (ii) $\Delta \leq 7$ "距離九以内" 番号失敗

(2-3) 符号語 \overline{w} に番号 i による符号 \overline{w}^i は 符号語 \overline{w} の i -ミニ「距離」が i であるとき、符号語 \overline{w} に文字列 \overline{w} の誤り数は i 個であることから i である。

解⁵長 n ビット中、 i ビット誤っているときに得られる符号語の数は、 nC_i 個。
 $0 \leq i \leq L$ とすると、 L に復号されるので、 $\sum_{i=0}^L nC_i$

(2-4) 113-7 "限界511"

$$2^k \leq \frac{2^n}{\sum_{i=0}^k n C_i}$$

$$z = z'', \quad t = 151, \quad 2^k \leq \frac{2^n}{n+1} \quad \Rightarrow \quad 2^k (1+n) \leq 2^n$$

今、式(51) $2^k(1+h) = 2^h$ を満たしてゐるものを、 $1 \leq h \leq 2^k$ の番号が「成」
 として、それ以外の番号が「不」ある符号語列は、番号可能な範囲内にあるとわかる。

平成 20 年度 (2008 年) Ⅱ ネットワーク

11) 伝搬遅延 $5 \mu\text{s}/\text{km}$ (1-1) 回線速度 4 Mbps リンク長 100 km フレーム 1 kbit

$$\frac{1}{4 \times 10^6} [\text{s/bit}] \times 1 \cdot 10^3 [\text{bit}] = 250 \times 10^{-6} [\text{s}] = 250 \mu\text{s}$$

$$100 [\text{km}] \times 5 [\mu\text{s}/\text{km}] = 500 [\mu\text{s}]$$

$$\text{よリ、フレーム伝搬時間 } 250 + 500 = 750 [\mu\text{s}]$$

(1-2) 回線速度 100 Mbps リンク長 200 km フレーム 1 kbit

$$\frac{1}{100 \times 10^6} [\text{s/bit}] \times 1 \cdot 10^3 [\text{bit}] = 10 \times 10^{-6} [\text{s}] = 10 [\mu\text{s}]$$

$$200 [\text{km}] \times 5 [\mu\text{s}/\text{km}] = 1000 [\mu\text{s}]$$

$$\text{よリ、フレーム伝搬時間 } 10 + 1000 = 1010 [\mu\text{s}]$$

$$\text{また、フリートーン伝搬時間は、} 1000 [\mu\text{s}]$$

$$\text{よて、平均スループットは } \frac{1 \times 10^3}{1000 + 1010} [\text{bit}/\mu\text{s}] = 498 [\text{Kbps}]$$

⑩ 回線速度 4 Mbps , リンク長 100 km フレーム 1 kbit

$$\text{(1) よリ、フレーム伝搬時間 } 750 [\mu\text{s}]$$

$$\text{また、フリートーン伝搬時間は } 500 [\mu\text{s}]$$

$$\text{よて、平均スループットは } \frac{1 \times 10^3}{750 + 500} [\text{bit}/\mu\text{s}] = 800 [\text{Kbps}]$$

(1-3) ネットワークが混雑していないは CSMA/CD 方式だと遅延が少ないから。

トークンリング方式だとフリートーンの到着を待たなければならぬ。

一方、ネットワークが混雑していると、CSMA/CD 方式だと衝突によるパケット損失の割合が大きくなるから、トークンリングでは安定して送信できる。

(2)

(2-1) 2⁸ - 2 個

※ 特殊な IP アドレス: ホスト部から 11...1 ⇒ ブロードキャストアドレス
00...0 ⇒ ネットワークアドレス

(2-2) (a) ⑧ (b) ③ (c) ① (d) ⑬ (e) ⑫ (f) ⑥

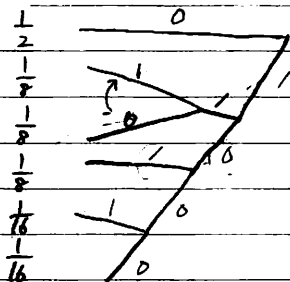
平成19年度(2007年)10 情報理論

(1)

$$(P) H(S) = -\frac{1}{2} \log_2 \frac{1}{2} - \frac{1}{2} \log_2 \frac{1}{2} = 1$$

$$(T) H(T) = -\frac{1}{2} \log_2 \frac{1}{2} - \frac{3}{8} \log_2 \frac{1}{8} - \frac{2}{16} \log_2 \frac{1}{16} = \frac{17}{8}$$

(2)



$$(a_1, a_2, a_3, a_4, a_5, a_6)$$

$$= (0, 101, 110, 111, 1001, 1000)$$

$$, (0, 101, 111, 110, 1001, 1000)$$

(3)

(3-1) 先頭に 0 が出現する符号語は a_1 のみ。 a_1 の生起確率 $\frac{1}{2}$ より $U_1 = 0$ とする確率は $\frac{1}{2}$ である。(3-2) $U_1 \dots U_{i-1}$ の生起確率 P' があると, U_i は先頭記号なので生起確率 $\frac{1}{2}$ 。

$$\begin{aligned} H(U_1 \dots U_{i-1} U_i) &= H(U_i) H(U_1 \dots U_{i-1}) \\ &= -P' \log_2 \frac{1}{2} P' - (1-P') \log_2 (1-P') \frac{1}{2} \\ &= -P' \log_2 P' - (1-P') \log_2 (1-P') + 1 \end{aligned}$$

$$H(U_i) = 1$$

$$H(U_1 \dots U_{i-1}) = -P' \log_2 P' - (1-P') \log_2 (1-P')$$

より, $H(U_1 \dots U_{i-1}, U_i) = H(U_1 \dots U_{i-1}) + H(U_i)$ がいえるので
 $U_1 \dots U_{i-1}$ と U_i は独立である。

(3-3) U_i が 3 番目の符号語である。(3-2) より, $U_1 \dots U_{i-3}$ と U_{i-2} は独立。

ここで、17マスの復号木 (2) の木) より、3 番目の記号に 1 が出現する生起確率は $\frac{1}{4}$ 、
 0 が出現する確率は $\frac{1}{4}$ であることがわかる。

(2) と同様、 $H(U_1 \dots U_{i-3}) + H(U_{i-2} \dots U_i) = H(U_1 \dots U_i)$ がいえるので
 $U_1 \dots U_{i-3}$ と $U_{i-2} \dots U_i$ は独立である。

また、 $U_{i-2} U_{i-1}$ と U_i は独立かつ $U_1 \dots U_{i-3}$ と $U_{i-2} \dots U_i$ は独立なので、

$U_1 \dots U_{i-1}$ と U_i は独立。

(4) 平均符号語長

平成19年度(2007年) Ⅱ ネットワーク

(1) (a) 12 (b) 9 (c) 15 (d) 5 (e) 8 (f) 3

(2) 音声や映像の通信では、データごとに確認応答をしているとタイムアウトにより
開を取れず断たれたり途切れたりする。よって、リアルタイム性が求められる通信では、
信頼性より速度を重視したUDPを用いることが適当。

(3) コネクションが確立されるとスロースタートフェーズに入り、パケット数1から指数関数的に
輻輳ウィンドウを増加させる。その後、送出数があるしきい値を超えると、輻輳ウィンドウを線形
的に増加させる輻輳回避フェーズに入る。その後、パケット損失が生じると、現在の輻輳ウィンドウ
の半分の値を新たなしきい値として設定し、輻輳ウィンドウを1にして、スロースタートフェーズへ
移行する。

(4) このあと回線が混みはじめてラゲッドトリップ時間が長くなったとき、タイムアウト
時間が短くなったと連続してゼクメントがタイムアウトにより受信できなくなる
可能性がある。

平成18年度(2007年) 10 情報理論

(1) C の任意の生成行列を $G' = (g'_1 \cdots g'_k)^T$ とすると、

最小重みが奇数なので、生成行列の行ベクトルに少なくとも一つ奇数のものが存在する。

ここで、 $g'_i (1 \leq i \leq k)$ が奇数であるとき、行基本操作により、 g'_1 と g'_i を入れかえた G を考える。 $(G = (g_1, g_2, \dots, g_k)^T = (g'_1, g'_2, \dots, g'_1, \dots, g'_k)^T)$ ここで、 $g'_i (2 \leq i \leq k)$ に対して、

$$g'_i = \begin{cases} g'_i + g'_1 & (g'_i \text{ の重みが奇数のとき}) \\ g'_i & (g'_i \text{ の重みが偶数のとき}) \end{cases}$$

重みが奇数という演算では重み偶数となるので、 g'_i は全て重み偶数となる。

よって示せた。

(2) (2-1) $C_e = (g_2 \cdots g_k)^T$

(2-2) $k-1/n$

(3) (3-1) $k/n+1$

(3-2) $d+1$

(4) (4-1) $\frac{k}{n+1} - \frac{k-1}{n} = \frac{n-k+1}{n(n+1)} > 0$

より、拡大符号が優れている

(同じ長さのビット列中に含まれる情報が多い=符号化率が高い)

(4-2) C の重み $2t$ の符号について $(v_1, \dots, v_n) \in C$ とすると、重み偶数より、 $v_1 + \dots + v_n = 0$ 。より、 C_{ex} としたとき、重み $2t$ 。 C の重み $2t-1$ の符号について $(v_1, \dots, v_n) \in C$ とすると、重み奇数より、 $v_1 + \dots + v_n = 1$ 。より、 C_{ex} としたとき、重みは $(2t-1)+1 = 2t$ となる。

従って、 $A_{2t-1} + A_{2t} - 1$

 C_e の重み $2t$ の個数は $A_{2t} - 2$ C_e の最小重みは、 C の最小重み d が奇数なので、 $d+1$ 。 $A_d \neq 0$ より、(C の最小重み d より) ①, ② を比較すると、

$$A_{d+1} + A_d > A_{d+1}$$

従って、偶部分符号の方が最小重み符号数が多いので、
偶部分符号が優れている。

平成18年度(2007年) Ⅱ ネットワーク

(1) (1-1) (a) F (b) A (c) F (d) E (e) G

(1-2) 利点: 複雑なネットワークを単純化できる
各階層ごとに独立なので拡張が容易欠点: 各階層で似た処理が重なる
全てのホストが同一のインターフェースを用いる必要がある

(2) (a) P (b) I (c) I (d) P (e) P (f) I (g) P (h) P

(3) (3-1) (a) 搬送波検出

すなわち他のホストがフレームを送信中のとき、自ホストからの送信を
遅らせる。これにより衝突の確率が減少する。

(b) 衝突検出

自ホストからフレーム送信中に他ホストからフレームが送信されて
いることを検出すると送信を止め、時間をあけて再送する。
これにより、早期に衝突を検知できる。(3-2) ケーブル長 L [km] 回線速度 C [Mbps] 伝播速度 2.0×10^5 [km/s]

$$(3-2-1) \frac{L}{2.0 \times 10^5 \text{ [s]}} \times C \text{ [Mbps]} = \frac{CL}{2.0 \times 10^5} \times 10^6 = 5CL \text{ [bits]}$$

$$(3-2-2) F_{\min} \text{ [bits]} > 5CL \text{ [bits]}$$

$$(3-2-3) (3-2-2) \text{ より, } \frac{1}{5} F_{\min} > CL \text{ を満たしている必要がある。}$$

 F_{\min} は固定なので、回線速度 C を大きくするとき、ケーブル長 L を短く
しなければならなくなる。